Dumitru Gheorghiu

Existență, contradicție și adevăr

TREI

Editori:
SILVIU DRAGOMIR
VASILE DEM. ZAMFIRESCU

Coperta:
FABER STUDIO
(Silvia Olteanu și Dinu Dumbrăvician)

Tehnoredactarea computerizată:
CRISTIAN CLAUDIU COBAN

Descrierea CIP a Bibliotecii Naționale a României
GHEORGHIU, DUMITRU
Existență, contradicție și adevăr / Dumitru Gheorghiu. - București : Editura Trei, 2005
ISBN 973-707-042-9

16

Copyright © Editura TREI, 2005

ISBN 973-707-042-9

CUPRINS

Unele contribuţiile lui Edmond Goblot 7
1. Logica relaţiei de antrenare 7
2. Finalitate şi cibernetică 14
Referinţe bibliografice 31

Aspecte logice
ale atribuirilor de atitudini propoziţionale 32
1. Introducere 32
2. Teoria lui Frege 35
3. Abordarea predicativă a lui Quine 37
4. Abordarea paratactică sau „inocenţa redobândită" 39
Referinţe bibliografice 45

Cunoaştere implicită şi cunoaştere explicită 46
1. Cunoaşterea implicită 46
2. Cunoaşterea explicită 49
3. Observaţii critice 53
Referinţe bibliografice 56

Este „problema existenţei în silogistică" o problemă? 57
Referinţe bibliografice 67

O metodă de decizie
pentru formule propoziţionale clauzale 68
1. FNC şi problema deciziei 68
2. Substituţia în logica propoziţională 70
3. Substituţia de decizie.Definiţie şi proprietăţi 72
4. Decizia cu ajutorul *d*-substituţiei 78
5. Exemple şi observaţii finale 82
Referinţe bibliografice 86

O modelare deductiv-naturală
a silogisticii categorice şi cvasi-categorice 87
1. Un model deductiv-natural
pentru silogismele cu propoziţii categorice 88
2. Schiţă a unei teorii a propoziţiilor cvasi-categorice 94

3. Deducția naturală și silogismele cu propoziții cvasi-categorice 100
4. Anexă: Silogismele categorice în care cel puțin un termen apare cu și fără negație 102
Referințe bibliografice 107

Intuiționism, paraconsistență, contrarietate și subcontrarietate 108
1. Negația în logica propozițională clasică 110
2. Negația în logica intuiționistă 112
3. Negația în sistemul paraconsistent *C1* 121
4. Negația contrară și negația subcontrară 127
4.1. *Negația contrară* 129
4.2. *Negația subcontrară* 131
4.3. *Relațiile dintre negațiile contradictorie, contrară și subcontrară* 134
4.4. *Aplicații* 137
4.5. *Tablouri semantice* 145
Referințe bibliografice 149
Mulțumiri 151

Poate avea sistemul logic paraconsistent *LP* al lui Priest un condițional acceptabil? 152
1. Sistemul *LP* 154
2. LP și *Modus Ponens* 156
3. Sistemul *RM3* 159
Referințe bibliografice 161

Este *S5* o logică paraconsistentă? 162
1. Argumentul lui Béziau 162
2. Propunerea lui Voishvillo 163
3. Răspuns lui Béziau 164
Referințe bibliografice 165

Exigențe logice privind sistemele de norme juridice și discursul juridic 166
1. Lacune și antinomii în sistemele de norme juridice 166
2. Vaguitățile și ambiguitățile în drept 175
3. Analiza logică a principalelor tipuri de argumente folosite în interpretarea normelor juridice 187
Referințe bibliografice 202

UNELE CONTRIBUȚII ALE LUI EDMOND GOBLOT

În 1918, filosoful francez Edmond Goblot publica lucrarea intitulată *Traité de Logique*. În *Cuvântul înainte al autorului*, Goblot preciza că lucrarea, cu excepția ultimului capitol (*Spiritul științific și raționalismul*) fusese redactată încă din 1914, izbucnirea războiului împiedicând publicarea acesteia. În cele ce urmează, arăt că în tratatul lui Goblot, considerat uneori un gânditor minor, apar două contribuții, una care îl situează clar în istoria logicii — elementele de bază ale unui sistem de logică modală de tip Lewis —, cealaltă pentru care trebuie să i se acorde meritul priorității — ideea unei cibernetici generalizate[1].

1. Logica relației de antrenare

Logica modală modernă nu a debutat ca o încercare de a clarifica noțiunile de *necesitate* și *posibilitate*, ci mai curând ca o abordare a noțiunii de *implicație logică*. Lucrările de specialitate îl indică pe logicianul american Clarence Irwing Lewis ca pe cel care a

[1] Trimiterile la cartea lui Edmond Goblot se fac la ediția a II-a, apărută în 1920. Dacă nu se precizează altfel, sublinierile aparțin filosofului francez.

introdus și a dezvoltat sistemele logice modale ale *implicației stricte*. Primul sistem, denumit ulterior S3, a fost expus în lucrarea sa, *A Survey of Symbolic Logic*, apărută în 1918, iar în cartea scrisă împreună cu C. H. Langford, *Symbolic Logic*, apărută în 1932, sunt expuse în detaliu sistemele S1 și S2 și sunt schițate sistemele S4 și S5. Lewis definește „p implică strict q" ca „nu este posibil (este imposibil) ca p să fie adevărat și q fals". În limbajul simbolic din cea de-a doua lucrare menționată, în care noțiunea de *posibilitate*, notată prin „$\Diamond$", este luată ca primitivă, implicația strictă, pe care, din motive de comoditate tipografică, o voi nota aici prin „$\rightarrow$" apare cu următoarea definiție:

$$p \rightarrow q = \sim\Diamond(p \wedge \sim q).$$

Lewis urmărea să descrie din punct de vedere formal relația în „intensiune" *q este deductibil din p* prin contrast cu „implicația materială" în „extensiune" a lui Russell, $p \supset q$, echivalentă logic cu $\sim p \vee q$ și, respectiv, cu $\sim(p \wedge \sim q)$, valabilă și în cazuri în care nu există nici o conexiune „de înțeles" între p și q.

După cum se știe, implicația strictă își află precursori în antichitate, la Diodor Cronos, în logica medievală, la Pseudo-Scotus (a se vedea [8]; vol. I, cap. III, §3; vol. II, p. 183) și în lucrările lui Hugh MacColl, în special în cartea sa din 1906, *Symbolic Logic and its Applications*. MacColl introducea operatorii „disjuncție", $(A + B)$, „conjuncție", (AB), „negație", (A') și implicație", $(A : B)$, și considera că implicația nu poate fi interpretată verifuncțional, definind $(A : B)$ ca $(A' + B)^{\epsilon}$ sau $(AB')^{\eta}$, unde simbolurile ϵ și η reprezintă, respectiv, necesitatea și imposibilitatea (cf. [4]; pp.

193–194). O problematică legată de implicația strictă găsim și în tratatul lui Goblot.

Goblot și Lewis, primul încă în maniera logicii tradiționale, celălalt de pe pozițiile logicii moderne, vizau elaborarea unei logici care să justifice relația *deductivă* dintre propoziții, a cărei expresie exemplară este prezentă în matematică. Urmându-l pe Poincaré, Goblot considera că deducția matematică este un raționament *constructiv, creator* și nu poate fi redat printr-un silogism tradițional (sau printr-o serie de astfel de silogisme) în care s-ar „extrage" ceea ce este „conținut" în premise, ci prin ceea ce el numea „inferențe ipotetice imediate" și „silogisme ipotetice":

> Nu există propoziții ale aritmeticii sau ale algebrei care nu se demonstrează cu ajutorul unei *operații* sau a unei serii de operații. Orice propoziție de demonstrat se compune dintr-o ipoteză și o consecință; consecința nu este nici identică ipotezei, nici conținută în ipoteză; ea îi este deci eterogenă; singurul mijloc de a demonstra că ea rezultă este de a construi consecința pornind de la ipoteză. (p. 269)

Nu voi insista asupra concepției filosofului francez despre esența raționamentului matematic și despre valoarea silogismului tradițional, ci voi considera câteva aspecte cu privire la ceea ce s-ar putea numi *logica relației de antrenare* (*LRA*).

Goblot introducea „judecățile ipotetice necesare" *p antrenează q* și *p exclude q* și negațiile acestora, *p nu antrenează q* și *p nu exclude q*. Judecata *p antrenează q* este definită astfel: „Dacă *p* este adevărat, rezultă că *q* este adevărat. (...) există temeiuri de a asigura că antecedentul fiind adevărat, este imposibil să nu fie

consecventul" (p. 196). Notând această relație cu „*pAq*", putem scrie, cu „*P*" pentru „posibil":

$$pAq = \sim P(p \wedge \sim q).$$

Rezultatul comparării relației de antrenare cu implicația strictă a lui Lewis este evident. Relația *p exclude q*, care poate fi notată cu „*pEq*", este introdusă prin următoarele definiții echivalente: „A spune că un antecedent antrenează o consecință negativă înseamnă a spune că acesta exclude consecința pozitivă corespunzătoare; *p exclude q* (...) este echivalentă cu *p antrenează non-q*" (p. 198); „*Nu se poate avea deopotrivă p și q* semnifică *p exclude q* și, ceea ce este același lucru, *q exclude p* (p. 243). Astfel,

pEq	ddacă	$pA\sim q$
	ddacă	$\sim P(p \wedge \sim\sim q)$
	ddacă	$\sim P(p \wedge q)$

Prin urmare,

$$pEq = \sim P(p \wedge q).$$

Relația *p nu antrenează q* se definește astfel: „*p* fiind adevărat este posibil ca *q* să fie fals, (...) *p* fiind dat, există cazuri (cel puțin unul, poate toate) în care *q* nu este dat. (...) Judecata negativă [*p nu antrenează q*] (...) exprimă o *posibilitate*" (p. 198) sau „*Se poate avea deopotrivă p și non-q* semnifică *p nu antrenează q*" (p. 243). Notând relația cu $\sim(pAq)$, expresia formală se poate obține fie direct de la definiție, fie negând relația de antrenare:

$$\sim(pAq) \quad \text{ddacă} \quad \sim\sim P(p \wedge \sim q)$$
$$\text{ddacă} \quad P(p \wedge \sim q)$$

Prin urmare,

$$\sim(pAq) = P(p \wedge \sim q)$$

Relația *p nu exclude q*, care poate fi notată cu „$\sim(pEq)$", este definită în felul următor: „(...) dacă *p* este adevărat, *q* este *posibil* sau (...) printre cazurile în care *p* este dat există cazuri în care *q* este dat" (p. 198); *„Se poate avea deopotrivă p și q semnifică p nu exclude q"* (p. 243). Deci

$$\sim(pEq) = P(p \wedge q),$$

ceea ce se poate obține, evident, și negând relația de excluziune.

Lewis arăta că în S1 se pot defini *posibilitatea, imposibilitatea, posibilitatea falsului* și *necesitatea* (*imposibilitatea falsului*), cu ajutorul implicației stricte și a relației de *compatibilitate*, notată cu „" și definită astfel:

$$p \mid q = \sim(p \rightarrow \sim q),$$

ceea ce înseamnă că două propoziții compatibile nu se află în situația în care adevărul uneia implică strict falsitatea celeilalte. Definițiile sunt următoarele:

$$\Diamond p = p \mid p = \sim(p \rightarrow \sim p);$$
$$\sim\Diamond p = \sim(p \mid p) = p \rightarrow \sim p;$$
$$\Diamond\sim p = \sim p \mid \sim p = \sim(\sim p \rightarrow p);$$
$$\sim\Diamond\sim p = \sim(\sim p \mid \sim p) = \sim p \rightarrow p.$$

LRA permite definirea acestor concepte modale, deoarece non-excluziunea este tocmai relația de compatibilitate, întrucât, prin definiția implicației stricte și legea dublei negații avem:

$$p \text{ " } q = \sim(p \rightarrow \sim q) = \sim\sim\Diamond(p \wedge \sim\sim q) = \Diamond(p \wedge q).$$

Din definițiile lui Goblot rezultă că

$$\sim(pEq) \text{ ddacă } \sim(pA\sim q),$$

astfel că avem:

Pp	ddacă	$\sim(pEp)$
	ddacă	$\sim(pA\sim p)$
$\sim Pp$	ddacă	(pEp)
	ddacă	$pA\sim p$
$P\sim p$	ddacă	$\sim(\sim pE\sim p)$
	ddacă	$\sim(\sim pAp)$
$\sim P\sim p$	ddacă	$(\sim pE\sim p)$
	ddacă	$\sim pAp.$

După cum am menționat, tratatul lui Goblot nu este o lucrare de logică modernă. Goblot nu formulează axiomatic *LRA*, ci prezintă o listă de „inferențe ipotetice imediate" și „silogisme ipotetice" și nu este clar care ar fi cel mai slab sistem modal modern în care sunt valabile toate acestea. Oricum, admițând o teoremă a deducției în forma „dacă din Γ se deduce

φ, atunci Γ antrenează φ", în *LRA* pot fi identificate unele teze din S1. De pildă, echivalența prin „conversiune simplă" dintre *p nu exclude q* și *q nu exclude p* corespunde comutativității relației de compatibilitate $p \text{ " } q = q \text{ " } p$, iar echivalența de același tip dintre *p antrenează non-q* și *q antrenează non-p* corespunde tezei $p \rightarrow \sim q = q \rightarrow \sim p$. Tot așa, ținând cont de comutativitatea relației de excluziune sau de comutativitatea relației de compatibilitate, echivalența prin „contrapoziție" dintre *p antrenează q* și *non-q exclude p* reprezintă teza $p \rightarrow q = \sim(p \text{ " } \sim q)$. Prin comutativitatea compatibilității/non-excluziunii și a substituției s/r, „silogismul"

p antrenează q
s nu exclude p
Deci s nu exclude q

are drept corespondent teza $((p \rightarrow q) \wedge (p \text{ " } r)) \rightarrow (q \text{ " } r)$.

Goblot a căutat să construiască o „teorie a raționamentului uman", în general, și a raționamentului matematic, în special. El dorea ca această teorie să evite disputa privind silogismul categoric, care opunea punctul de vedere extensionalist (= silogismele redau raporturile dintre extensiunile termenilor componenți) celui „comprehensivist" (= silogismele redau raporturile dintre notele care formează „comprehensiunea" termenilor componenți). Soluția sa prevede înlocuirea silogismului categoric, apreciat ca fiind riguros, dar tautologic și deci necreativ, cu „silogismul ipotetic". De notat că în sens modern, *LRA* utilizează un limbaj intensional, prin prezența modalităților, dar pentru Goblot „modalitatea nu este o

proprietate formală a judecăților" (p. 166). Propozițiile (judecățile) modale trebuie să fie supuse unei operații de reducere care ar avea ca efect eliminarea modalităților: „Reducerea propozițiilor modale constă din a le descompune în două propoziții, una relativă la obiectul asupra căruia se judecă, cealaltă relativă la valoarea, originea, cauzele, motivele sau temeiurile judecății" (p. 161). Aprecierile negative ale lui Goblot nu se adresează numai silogisticii tradiționale, ci și logicii matematice:

> Pentru *Algebra logicii*, inventatorii săi nu au intenționat niciodată de a urmări altceva decât o notație a conceptelor, relațiilor și operațiilor elementare de care se ocupă logicienii și nu și-au făcut nici o iluzie asupra diferenței care separă descoperirea unui adevăr de inventarea unei notații convenabile pentru a-l exprima când acesta a fost descoperit" (*Cuvânt înainte al autorului*, p. XVIII).

Condus de aceste convingeri și tratând în spiritul logicii tradiționale teme care aparțin nivelului logicii moderne, Goblot nu a construit în mod explicit un sistem logic modal, deși, după cum am încercat să arăt, *LRA conține elemente de bază ale unui astfel* de sistem.

2. Finalitate și cibernetică

Istoricii științei consemnează apariția cibernetici ca știință constituită, cu obiect și metode proprii, în 1948, când Norbert Wienner publica lucrarea *Cybernetics or Control and Communication in the Animal and*

the Machine. În capitolul introductiv al acestei cărți, Wienner scria[2]:

> Cu patru ani în urmă, un grup de oameni de știință, adunați în jurul dr-ului Rosenblueth și al meu au sesizat unitatea de principiu care leagă un șir de probleme în centrul cărora se află problemele comunicației, comenzii și mecanicii statistice, atât în mașină, cât și în țesutul viu. (p. 34)

Știința ciberneticii are o origine interdisciplinară. Wienner arăta că cibernetica s-a constituit printr-o integrare a unor rezultate oferite, în principal, de științele inginerești (mecanica, automatica, electronica), științele viului (biologia, fiziologia și neurofiziologia) și științele formale (matematica și logica). Primele două categorii de științe au jucat un rol special în apariția ciberneticii. În fond, obiectul său s-a constituit printr-o analogie revoluționară sesizată între comportamentul sistemelor vii și funcționarea mașinilor automate: atât unele, cât și celelalte sunt sisteme cu *autoreglare*. Wienner accentua cu deosebire analogia dintre automatele construite de om și procesele fiziologice, arătând că mașinile automate „se pretează foarte bine la o interpretare în termenii fiziologiei. Nu este de mirare că ele ar putea fi subsumate aceleiași teorii a mecanismelor din fiziologie" (p. 73).

În pofida faptului că cibernetica nu a beneficiat de o definiție unanim acceptată de specialiști, este în general recunoscut locul central al noțiunii de *feedback* (conexiune inversă, buclă de reglaj, retroacțiune etc.)

---

[2] În continuare, trimiterile la lucrarea lui Wienner se fac la ediția în limba română, apărută în 1966 la Editura Științifică.

în știința ciberneticii. Biologia a pus în evidență un fenomen care a influențat hotărâtor apariția noii științe, și anume adaptarea sistemelor vii la mediu printr-un proces complex în care un organism își menține integritatea prin mecanisme de reglare a căror acțiune se opune perturbațiilor din mediu. S-a observat apoi că acest proces, numit de fiziologul Walter B. Cannon *homeostazie*, este caracteristic nu numai individului, ci și colectivităților și, în general, societății. În acest sens, Wienner sublinia:

> Nu încape nici o îndoială că sistemul social este un tot organizat, ca și individul, că el este unit laolaltă de un sistem de comunicații, că el are o dinamică, în care procesele circulare de *feedback* joacă un rol important. (p. 50)

Funcția unificatoare a ciberneticii constă din evidențierea și descrierea proceselor de autoreglare prin care un sistem (organism viu, automat construit de om, sistem social) își menține anumiți parametri de funcționare la valori aproximativ constante, în condițiile unor factori perturbatori din mediu care tind să modifice acești parametri. Atunci când într-un astfel de sistem unul sau mai mulți parametri se abat de la valorile optime de funcționare sub influența factorilor perturbatori, abaterea declanșează un mecanism care readuce parametrii respectivi la valorile „de echilibru". Prin urmare, semnalul de la ieșirea sistemului acționează asupra intrării sistemului, influențându-i funcționarea în sensul menținerii unor caracteristici de bază între anumite limite. După cum se știe, astfel de sisteme sunt numite sisteme cu *feedback negativ*, întrucât mecanismul de autoreglaj tinde să se opună perturbațiilor care înde-

părtează sistemul de starea optimă. Efectul feedback-ului negativ constă, în fond, în stabilizarea stării sistemului și realizarea unei independențe relative a sistemului față de mediu.

Wienner descria sau menționa mai multe cazuri de feedback negativ, între care regulatorul cu bile („regulatorul lui Watt"), care tinde să mențină constantă viteza unei mașini cu abur, termostatul, care menține temperatura unei incinte între anumite limite, precum și unele „homeostaze fiziologice", cum sunt cele prin care ritmul pulsațiilor inimii, presiunea osmotică a sângelui și temperatura corpului uman sunt menținute în cadrul unor limite restrânse de variație. În legătură cu procesul termoreglării organismelor, de pildă, Wienner scria:

> Condițiile în care viața, îndeosebi cea sănătoasă, poate continua în animalele superioare sunt foarte îngrădite. O variație de o jumătate de grad centigrad în temperatura corpului este, în general, un semn de boală, iar o variație permanentă de cinci grade este puțin compatibilă cu viața. (p. 157)

Una dintre achizițiile științifice majore ale modului de gândire cibernetic a reprezentat-o explicarea științifică a comportamentului cu finalitate „neconștientă" a unor sisteme. În acest sens, Mihai Golu propune următoarea definiție a ciberneticii:

> Cibernetica este studiul legilor generale ale reglării finaliste, prin conexiune inversă, a stării și comportamentului sistemelor dinamice complexe și hipercomplexe — tehnice, biologice, psihologice și sociale, capabile să prelucreze informația. ([3]; p. 76),

iar Eli Katz scrie:

> „Izolarea" tipurilor de reglaje, desprinderea a ceea ce este comun şi specific, urmărirea (...) subordonărilor şi ierarhiilor, înţelegerea modului în care din acestea se constituie comportarea dirijată, aparent potrivit unui scop sau realmente potrivit unui scop, constituie obiectul ciberneticii. ([5]; p. 76)

Explicaţia finalistă, prin scopuri şi intenţii care se conformează unui plan, a dominat mult timp istoria biologiei. Biologii explicau unele comportamente ale organismelor vii, adaptarea organelor la funcţiile lor ş.a. prin postularea existenţei unui plan, a unei predeterminări. Teoria cibernetică a sistemelor cu autoreglare a permis evidenţierea faptului că „finalitatea organică" este numai aparentă sau, preluând o expresie a lui John R. Searle, finalitate „ca şi cum". „Starea finală" a unui organism către care pare să tindă evoluţia sa apare, în fond, ca stare optimă de echilibru şi funcţionare, obţinută printr-un proces automat de feedback negativ. Tot feedback-ul negativ explică şi armonia dintre morfologia organismelor şi funcţionarea diferitelor organe, ceea ce se exprimă prin celebra afirmaţie „funcţia creează organul". Întrucât autoreglarea acţionează antientropic, menţinând sistemul într-o stare mai puţin probabilă prin consum de informaţie sau/şi energie din mediu, sistemele cibernetice pot fi numite şi sisteme cu *autoorganizare*.

Ştiinţa ciberneticii, întemeiată de Wienner, a avut o serie de precursori, între aceştia încriindu-se şi românul Ştefan Odobleja, prin lucrarea sa în două volume, intitulată *Psychologie consonantiste*, primul volum apărând în 1938, iar cel de-al doilea în 1939. Odobleja formula o „lege a reversibilităţii":

„Reversibilitatea este un cerc vicios între cauza și efectul ei. E o oscilație între două stări ce se determină alternativ una pe cealaltă. O reciprocitate de acțiuni, o interacțiune. Intertransformarea uneia în cealaltă a celor două părți ale unui cuplu oarecare. Un cuplu alternant. O acțiune în două sensuri. Cauzalitate ciclică sau în cerc închis de producere și determinare reciprocă" ([9]; pp. 352–353)

În opinia lui Odobleja, această „lege" guvernează fenomenele psihice, biologice, lingvistice, sociale, economice, fizice etc. Identificând „reversibilitatea" lui Odobleja cu feedback-ul, autorii studiului introductiv al ediției în limba română din 1982 a *Psihologiei consonantiste* sunt de părere că

Ștefan Odobleja nu poate fi considerat întemeietor al cibernetici, acest merit revenind fără nici o îndoială lui Norbert Wienner, însă Ștefan Odobleja nu numai că este un precursor al ciberneticii, dar *are prioritatea mondială a ideii unei cibernetici generalizate*, considerând primul fenomenul buclei închise, deci cu conexiune inversă, ca o lege universală. Din tot ceea ce știm, nimeni până la el nu a avut o asemenea viziune a rolului general al feedback-ului în natură și societate. Odobleja este primul care a încercat să aplice legea feedback-ului (legea reversibilității) la cât mai multe domenii, în principiu la toate domeniile. În acest mod *el se delimitează de toate cazurile particulare în care s-au pus în evidență conexiuni inverse*. ([1]; pp. 7–8. Sublinierile aparțin autorilor.)

Și totuși, Odobleja nu a fost primul gânditor care, dacă autorii studiului menționat au dreptate, s-a apropiat de viziunea unei cibernetici generalizate, în centrul căreia se află fenomenul de conexiune inversă. În cele ce urmează, voi încerca să arăt că anul apa-

riției primei ediții a tratatului lui Goblot împinge cu încă două decenii în urmă, față de apariția *Psihologiei consonantiste* în limba franceză, geneza ideii unei cibernetici generalizate.[3]

Goblot dedica două capitole din tratatul său analizei a ceea ce el numea „raționamentul teleologic". Filosoful francez contrastează două tipuri de explicație: explicația cauzală și explicația teleologică. Explicarea fenomenelor prin cauzele lor se bazează pe „principiul cauzalității", conform căruia „nu există fapte fără cauze" (p. 316) sau „totul este determinat" (p. 330). Pe de altă parte,

> (...) anumite fapte par să poarte în ele semnele finalității și, cu acest titlu, să pună minții probleme de o natură specială. Aceste fapte sunt cele ale naturii vii, de la cele mai umile forme ale vieții vegetale, până la formele cele mai elevate ale vieții inteligente. (p. 330)

Legile cauzale ale fenomenelor nu epuizează totalitatea faptelor. Goblot remarca finalitatea ca fapt de experiență în artă, în industrie și, în general, în întreaga activitate conștientă, atât în cea individuală, cât și în cea socială. Goblot avertiza că are în vedere o noțiune „pozitivă" de finalitate, ca o interpretare a unor fapte la fel de legitimă din punct de vedere științific ca și interpretarea cauzală. Dificultatea principală – arăta filosoful francez — constă din aceea că, spre deosebire de analiza cauzală, în care se explică efectul prin cauza sa, abordarea teleologică presupune explicarea cauzei prin efectul său, a ceea ce este

[3] De notat că Odobleja menționează în bibliografia cărții sale ediția din 1929 a lucrării lui Goblot.

deja prin ceea ce nu este încă, astfel încât ordinea logică a explicației teleologice pare a fi inversă ordinii cronologice a desfășurării fenomenelor: „Rațiunea de a fi trebuie să preceadă existența" (p. 333). Totuși, abordarea teleologică este singura în măsură să explice organizarea și viața, iar nu principiul cauzalității, fundamental pentru mecanică. Admiterea unei necesități care exclude scopurile ar fi negarea conceptuală a activității umane, iar „mecanismul intemperant care respinge finalitatea pentru a salva fizica nu-și dă seama că îl suprimă pe fizician" (p. 332). Printre cauzele fenomenelor legate de organizare și viață există „cauze finale, adică acele cauze a căror natură ar fi aceea că ele ar orienta serii" (p. 333). Într-un capitol al *Ciberneticii*, intitulat *Timpul newtonian și timpul bergsonian*, Wienner scria, treizeci de ani mai târziu: „Științele biologice, desigur, se ocupă din plin de fenomene unic orientate" (p. 64) și mai departe, „Recunoașterea faptului că fizica newtoniană nu este cadrul adecvat pentru biologie a fost poate punctul central în vechea controversă dintre vitalism și mecanicism" (p. 66).

Textele dedicate „raționamentului teleologic" din *Traité de Logique* arată că sursa de inspirație a analizei finalității întreprinsă de filosoful francez este investigația lui Kant asupra finalității și a „actului teleologic de judecare" din *Critica facultății de judecare* și din *Prima introducere la Critica facultății de judecare*. În privința finalității, Kant nota că „Reprezentarea efectului este aici factorul determinant al cauzei lui și o precede" și aprecia că „finalitatea poate fi fără scop în măsura în care noi nu situăm într-o voință cauzele acestei forme, dar totuși nu ne putem explica posibilitatea ei decât derivând-o dintr-o voin-

ţă" ([6]; p. 113). Kant examina noţiunea de *cauză finală* în natură sau *scop natural*, introducând distincţia dintre *finalitatea naturală* obiectivă, „neintenţională" (*forma finalis naturae spontanea*) şi *finalitatea intenţională* (*intentionalis*) (v. [7]; p. 429) şi, în acest sens, menţiona următorul exemplu din fiziologia cunoscută în vremea sa:

> (...) când despre cristalinul din ochi se afirmă că are *scopul* să pricinuiască, printr-o a doua răsfrângere a razelor luminoase, reunirea celor izvorâte dintr-un punct exterior într-un punct de pe retina ochiului, se afirmă doar că reprezentarea unui scop în acţiunea cauzală a naturii este într-atât gândită, în ce priveşte producerea organului vizual, întrucât o asemenea idee slujeşte drept principiu spre a îndruma analiza ochiului în privinţa cristalinului, precum şi pentru aflarea mijloacelor care pot favoriza acel rezultat. În chipul acesta nu se atribuie însă naturii o cauză acţionând după reprezentarea scopului, adică o cauză intenţională. ([7]; p. 431)

Analiza lui Goblot debutează prin respingerea concepţiei potrivit căreia finalitatea ar reprezenta un raport între doi termeni: mijlocul şi scopul. După părerea sa, finalitatea comportă trei termeni: un termen iniţial (planul, intenţia), un mijloc sau un complex de mijloace şi un termen final (scopul, rezultatul). Astfel, este o eroare a numi scopul „cauză finală", căci scopul este efectul, rezultatul, iar nu cauza a ceea ce îi precede. Sursa acestei erori provine din împrejurarea că, în descrierea comportamentelor cu scop, limbajul comun este puternic confuz:

> Vorbindu-se despre acţiuni umane, se desemnează prin cuvintele *scop* şi *ţel*, în mod indistinct, termenul spre care tin-

de acțiunea și care o încheie, precum și planul, intenția, motivul care a declanșat-o și o dirijează. (p. 337)

Această confuzie este transferată uneori în limbajul și gândirea filosofilor. Confuzia dintre termenul inițial și cel final se explică, pe de o parte, prin aceea că ceva din termenul final este conținut în cel inițial și, pe de altă parte, prin aceea că termenul final este „mai obiectiv", deci relativ mai lesne de cercetat. Totuși, după Goblot, termenul inițial este cel mai important, deoarece furnizează cheia înțelegerii finalității. Termenul inițial este singurul necesar, în timp ce

Termenul final poate lipsi, căci există mijloace cărora le lipsește scopul. Nu orice țel vizat este atins și problema nu este de a ști dacă acesta este atins, ci dacă este vizat. (*idem*)

Astfel, „cauza finală" este, de fapt, o *cauză inițială*, declanșatoare a acțiunii și un *rezultat final*. Filosoful francez este de părere că finalitatea evidențiază anumite procese cauzale, o trăsătură necesară a finalității fiind aceea de „serie cauzală *orientată*" (p. 338). Această trăsătură nu este și suficientă, căci altfel orice mișcare ar purta semnele finalității. Finalitatea este o serie cauzală orientată către un termen final dezirabil: scopul.

Goblot denunța antropomorfismul în interpretarea finalității organice în biologie. În activitatea intenționată a omului, cauza inițială care declanșează și determină acțiunea pare a fi reprezentarea mentală a scopului, a termenului final. Gândirea comună, dar chiar și gândirea științifică și cea filosofică, observă Goblot, tindeau să interpreteze toate aparențe-

le de finalitate ca intenţii care se execută. Goblot descrie atât apariţia concepţiei cauzale, cât şi pe cea a viziunii finaliste asupra lumii printr-un proces de evoluţie culturală, al cărui punct de plecare este antropomorfismul primar, în forma

> hilozoismului naiv al primitivilor şi al copiilor. Copilul şi omul primitiv au o tendinţă de a nu vedea în întreaga natură decât voinţe inteligente, pasionate şi libere; este natural ca fiinţele să fi fost distinse numericeşte înainte de a fi distinse calitativ, ca ele să fi fost mai multe înainte de a fi diverse (...). Primii non-eu sunt fiinţe altele decât mine, dar nu diferite de mine. (pp. 338–339).

Treptat, ca rezultat al unor comparaţii, experienţa conduce la distingerea unor clase de existenţe diferite calitativ: persoane cărora le pot fi atribuite eforturi şi intenţii, apoi fiinţe vii mai puţin asemănătoare din acest punct de vedere cu omul, animalele şi plantele, şi, în fine, lucrurile neînsufleţite. În acest fel,

> Cele două elemente principale ale voinţei umane, *efortul* şi *intenţia*, ajung să fie disociate: lucrurile posedă eforturi non-intenţionate; acetea sunt cauze oarbe, insensibile şi inevitabile; persoanele au intenţii şi urmăresc scopuri. (p. 339)

Ideea de cauză a suferit o transformare radicală, prin care nu s-a mai păstrat nimic din originea sa; cauzalitatea voluntară s-a dizolvat în ideea de *forţă*, care, la rândul său, a produs ideea de *condiţie* sau de *lege*.

Goblot sublinia că pentru a putea deveni un principiu ştiinţific de explicare a unor fenomene naturale, ideea de scop trebuie să sufere transformări ana-

loage: finalitatea trebuie să fie degajată de antropomorfismul primitiv:

> Ceea ce se relevă în realizarea unei funcții nu mai seamănă cu o intenție care se execută, după cum gravitația nu seamănă cu un efort uman; „planul organic" pe care îl realizează un embrion pentru a deveni adult nu mai seamănă cu un plan pe care îl execută un inginer sau un arhitect, după cum o furtună nu mai seamănă cu o dezlănțuire de furie umană. Tot așa cum există o altă cauzalitate decât cauzalitatea voluntară, există și o altă finalitate decât finalitatea intenționată. (p. 340)

Termenul inițial al unei activități care pare a fi orientată către un scop nu este în mod necesar un gând sau, altfel spus, „există finalitate *fără inteligență*" (*idem*). Domeniul ales de Goblot pentru a pune în evidență acest tip de finalitate este cel al fiziologiei. Făcând apel la lucrările celebrului fiziolog Cl. Bernard, Goblot observa că fenomenele de *distrucție organică* pot fi reduse la schimbări fizico-chimice, întrucât reprezintă „întoarcerea organizatului la neorganizat" (p. 343), în timp ce *creația organică*, prin care apar forme complexe din forme simple, scapă metodelor de investigare ale chimiei și fizicii, fiind, în fond, fenomenul exclusiv vital. Fenomenele fizice și cele chimice sunt necesare pentru explicarea vieții, dar ele nu sunt și suficiente, căci acestea se pot desfășura și în afara organismului viu. Un fenomen fizic sau chimic este și fiziologic, dacă poate fi pus în evidență un raport de finalitate. Viața este activitatea unui organism, funcționarea sa, așa încât explicația fenomenului vital trebuie să se bazeze pe noțiunea de *funcție*. „*O proprietate a unui țesut viu* — sublinia

Goblot — *este numită funcție atunci când aceasta este scopul organizării sale*" (p. 344). Goblot încheia prima parte a argumentării sale cu următoarea concluzie:

> Printre funcțiile ființelor vii trebuie să fie considerate instinctele, apoi funcțiile mentale și, în fine, funcțiile sociale. Nu avem aici a decide dacă inteligența este un fenomen absolut nou sau dacă se poate trece printr-o tranziție continuă de la viața organică la viața spiritului. Dar vom arăta că raționamentul teleologic, în ceea ce are esențial, rămâne același, fie că este vorba despre finalitatea fără inteligență, fie că este vorba despre finalitatea intenționată. (p. 349)

În continuarea analizei sale, Goblot prezenta drept contraparte a inducției cauzale „inducția teleologică", în cadrul căreia „metoda corelației complexe" (*la méthode de convenance complexe*) ar fi ceea ce este metoda concordanței variate pentru inducția cauzală. Inducția cauzală își propune să descopere uniformitatea în diversitatea și dezordinea aparentă a faptelor, uniformitate al cărei semn este concordanța variată, identificând succesiunile care sunt cauzale. Inducția teleologică își propune să descopere ordinea teleologică ce constă în „adaptarea elementelor la întreg" (p. 350), al cărei semn este corelația complexă, identificând cauzalitățile care sunt finaliste. Verificarea ipotezelor teleologice în interpretarea faptelor constă din descoperirea termenului inițial care orientează un proces spre scopul său. Goblot preciza:

> Există corelație complexă atunci când ordinea faptelor este atât de ingenios combinată, atât de bine adaptată la un scop *definit*, încât ipoteza unei combinări ac-

cidentale *în care acest scop nu ar avea loc defel trebuie să fie considerată ca inadmisibilă.* (p. 352)

Analiza finalităţii este urmată de conturarea cadrului conceptual general al unei cibernetici, prin utilizarea analogiei dintre comportamentul sistemelor vii şi funcţionarea maşinilor automate, într-o manieră care avea să-l consacre pe Wienner ca întemeietor al ştiinţei matematizate a ciberneticii. Goblot defineşte maşinile automate şi menţionează mai multe exemple de automate:

> În cadrul produselor industriei umane, se numesc *automate* maşinile în care un mecanism este declanşat în momentul în care acţiunea sa este necesară, prin însăşi circumstanţa care a făcut-o necesară. (...) O frână automată este pusă în joc prin excesul de viteză care va deveni un pericol. (...) Supapa de siguranţă a unui cazan cu aburi se deschide sub acţiunea presiunii interioare puţin înainte ca această presiune să devină excesivă. Majoritatea aparatelor de reglare constau din utilizarea ca motor a excesului sau lipsei pe care trebuie să le evite. (pp. 354–355)

Este clar că Goblot avea în vedere sistemele automate artificiale cu feedback mecanic negativ, în care mecanismul cu autoreglaj menţine anumiţi parametri în limite aproximativ constante. Filosoful francez continua:

> Un număr considerabile de funcţii vitale sunt automatisme. În acest fel sunt toate actele reflexe. La fiinţele înalt organizate, cum sunt vertebratele superioare, aproape toate funcţiile sunt înzestrate cu aparate de reglare. (p. 355)

Este de remarcat că şi Wienner încadra actele reflexe printre mecanismele cu feedback. Goblot menţiona, de asemenea, mai multe exemple de autoreglare în sistemele vii, pe care Wienner avea să le caracterizeze drept „homeostaze fiziologice": reglarea ritmului pulsaţiilor inimii, presiunea sangvină, ritmul mişcărilor respiratorii. În legătură cu procesul termoreglării în organismul viu, filosoful francez scria:

> Animalele care erau numite altădată animale *cu sânge cald* şi care sunt numite mai potrivit animale cu *temperatură constantă*, posedă o reglare automată atât de delicată încât în mod normal temperatura lor internă nu variază decât cu câteva zecimi de grad; or acţiunea căldurii şi a frigului exterioare este cea care determină vasodilataţia sau vasoconstricţia şi reglează pierderea căldurii, iar în momentul în care radiaţia este maximă, excită glandele sudoripare. (*idem*)

Comparaţia cu citatul din *Cibernetica* lui Wienner dat mai sus, referitor la procesul termoreglării organismelor, abia dacă mai necesită comentarii.

Pentru a studia o problemă neurologică privind intervenţia centrilor nervoşi superiori în mecanismul actelor reflexe, Wienner şi Rosenblueth au efectuat în 1946 o serie de experienţe pe pisici, care au arătat că întreruperea legăturilor dintre sistemul nervos central şi reacţiile reflexe prin decerebrare sau prin alte metode conduc la dereglarea mecanismelor de feedback în sensul intensificării reacţiilor respective. Desigur, cercetarea experimentală a celor doi oameni de ştiinţă a beneficiat de rezultate ale fiziologiei necunoscute în vremea în care Goblot îşi elabora tratatul. Oricum, descrierea de către Goblot a raportului din-

tre mecanismele actelor reflexe și activitatea nervoasă superioară este uimitor de asemănătoare cu cea făcută de Wienner cu treizeci de ani mai târziu:

> Toate aceste reflexe constau din aceea că o activitate funcțională este determinată prin însăși circumstanța care a făcut-o necesară. Această circumstanță se prezintă sub forma unui excitant fizico-chimic: nici un element conștient nu intervine în fenomen. În majoritatea actelor reflexe, un centru nervos secundar situat în măduvă, la baza creierului sau într-un ganglion este suficient pentru a aduce răspunsul la excitație. Dacă activitatea centrilor superiori poate interveni, aceasta este doar pentru a împiedica sau a reține răspunsul, în așa fel încât dacă comunicarea între centrele secundare și scoarța cerebrală este întreruptă, reflexele nu sunt abolite, ci exagerate: răspunsul la excitație este mai rapid, mai energic și mai uniform. (pp. 355–356)

Goblot punea în evidență, în cazul funcțiilor sistemelor și subsistemelor vii, ca și în cazul automatelor industriale, a unor „cicluri închise" (p. 356) cu rol de reglaj. Făcând apel și la alte fenomene cunoscute în epocă în științele naturii (diviziunea celulelor, regenerarea unui țesut lezat, fractura osoasă ș.a.), filosoful francez conchidea:

> Nu există nici o funcție care să nu se prezinte sub forma acestor cicluri de automatisme fiziologice, în care se găsesc toate elementele unui proces de finalitate: un termen inițial, o serie de mijloace înlănțuite, un termen final. (...) *Aici se urmărește analogia cu mașinile industriei umane* (subl. mea, D. G.). Funcționarea acestora este un proces complex de finalitate. (...) Numai constructorul unei mașini artificiale este un lucrător inteligent, în timp ce structurile organice, cu excepția

> celor mai recente achiziții ale animalelor superioare, se formează printr-o evoluție în care inteligența nu intervine. Aforismul *funcția creează organul* exprimă cu exactitate caracterul teleologic al acestei probleme. Ce spune acesta decât că organul este rezultatul unei funcții creatoare (...) și că acea cauză inițială a funcției creatoare a organului este necesitatea însăși a acestui organ. (pp. 360–361)

În cea de-a doua jumătate a secolului al XX-lea apar așa-numitele *științe ale organizării*: cibernetica, teoria sistemelor, teoria informației. Aceste științe evidențiau proprietatea autoorganizării unor sisteme dinamice prin feedback, permițând între altele explicarea comportamentelor finaliste „neinteligente" ale sistemelor vii. Desigur, Goblot nu dispunea de conceptul de *informație*; textele sale arată că el avea în vedere, în principal, ceea ce Wienner numea „feedback mecanic", nu și „feedback-ul informativ" (vezi [10]; p. 135 și pp. 155–156). De asemenea, Goblot nu făcea apel la aparatul matematic utilizat de Wienner în expunerea științei ciberneticii. Oricum, pornind de la o analiză a problemelor legate de finalitate, filosoful francez sesiza în mod explicit analogia dintre comportamentul aparent orientat către un scop „intenționat" al sistemelor vii și funcționarea mașinilor automate, faptul că atât unele, cât și celelalte sunt sisteme organizate cu autoreglare, descria funcționarea unor astfel de sisteme, prezenta „ciclurile închise" cu rol de reglaj în mecanismele actelor reflexe și arăta — este adevărat, fără a dezvolta ideea — că noțiunea de *funcție*, prezentată „cibernetic", poate fi utilizată și în explicarea mentalului, precum și a socialului. În concluzie, se poate spune că cel care a formulat pentru prima dată, explicit, liniamentele modului de gândi-

re cibernetic a fost Edmond Goblot; actul de naștere al acestui mod de gândire poate fi datat cu anul 1918.

REFERINȚE BIBLIOGRAFICE

[1] Drăgănescu, Mihai și Pantelimon, Golu, *Conceptele cibernetice ale lui Ștefan Odobleja*, în Ștefan Odobleja, *Psihologia consonantistă*, Editura Științifică și Enciclopedică, București, 1982.

[2] Goblot, Edmond, *Traité de Logique* (ed. a 2-a), Librairie Armand Collin, Paris, 1920

[3] Golu, Mihai, *Cibernetica generală*, curs universitar, București, 1971.

[4] Hughes, G. E., Creswell, M. J., *A New Introduction to Modal Logic*, London: Routledge, 1996, pp. 193–194.

[5] Katz, Eli, *Creier uman și creier artificial*, Editura Științifică și Enciclopedică, București, 1977.

[6] Kant, Immanuel, *Critica facultății de judecare*, trad. de Vasile Dem. Zamfirescu și Alexandru Surdu, Editura Științifică și Enciclopedică, București, 1981.

[7] Kant, Immanuel, *Prima introducere la Critica facultății de judecare*, trad. de Constantin Noica, în Kant, Immanuel, *Critica facultății de judecare*, trad. de Vasile Dem. Zamfirescu și Alexandru Surdu, Editura Științifică și Enciclopedică, București, 1981.

[8] Kneale, W., Kneale, M., *Dezvoltarea logicii*, vol. I, II, Editura Dacia, Cluj-Napoca, 1974.

[9] Odobleja, Ștefan, *Psihologia consonantistă*, Editura Științifică și Enciclopedică, București, 1982.

[10] Wienner, Norbert, *Cibernetica sau știința comenzii și comunicării la ființe și mașini*, Editura Științifică, București, 1966.

ASPECTE LOGICE ALE ATRIBUIRILOR DE ATITUDINI PROPOZIȚIONALE

1. Introducere

O atitudine propozițională este o stare mentală care pune în relație o persoană cu o propoziție (conținut propozițional sau judecată în sens logic). O persoană poate avea diferite atitudini față de o propoziție. În limba română, aceste atitudini pot fi atribuite în mod tipic prin enunțuri care au *prima facie* forma

$$x\ A\ \text{că}\ p,$$

unde „x" stă pentru subiectul atitudinii, „A" este un verb de atitudine propozițională — „crede", „știe", „speră", „se teme" etc. — și „p" este un enunț complet care descrie obiectul propozițional al atitudinii. De pildă, dacă, înlocuim pe „x" cu „Thales", pe „A" cu „credea" și pe „p" cu „Hesperus răsare seara", rezultatul va fi următoarea atribuire de opinie particulară:

(1) Thales credea că Hesperus răsare seara.

Din punct de vedere lingvistic, atribuirile de atitudini propoziționale sunt încadrate în categoria

enunțurilor vorbirii indirecte (*oratio obliqua*). Atât în cazul lui (1), cât și în cazul lui

(2) Thales spunea că Hesperus răsare seara,

„Hesperus răsare seara" nu este folosit pentru a face o aserțiune directă, ci pentru a relata, respectiv, ceea ce credea sau spunea Thales. În ambele cazuri, „Hesperus răsare seara", care în vorbirea directă (*oratio recta*) apare ca un enunț principal, devine un enunț subordonat necircumstanțial, introdus prin conjuncția „că".

Pe lângă temeiul lingvistic, acest tratament al atribuirilor de atitudini propoziționale are și un alt temei, care este legat de următoarea problemă, semnalată de Gottlob Frege în lucrarea sa *Über Sinn und Bedeutung* (1892), cu privire la vorbirea indirectă. Așa-numitul *principiu al substituției identicilor*, cunoscut și ca „legea lui Leibniz", arată că dacă un nume, *n*, apare într-un enunț *E* și enunțul de identitate $n = m$ este adevărat, atunci substituția numelui *n* cu numele *m* în *E* nu afectează valoarea logică a lui *E*. De pildă, fie *E* enunțul adevărat

Hesperus este o planetă.

Întrucât enunțul de identitate

Hesperus = Phosphorus

este adevărat, substituind pe „Hesperus" cu „Phosphorus" obținem enunțul adevărat

Phosphorus este o planetă.

Cu toate acestea, enunțul

(3) Thales credea că Phosphorus răsare seara

poate fi fals și tot așa poate fi și enunțul

(4) Thales spunea că Phosphorus răsare seara,

căci putem presupune că Thales nu realiza că Hesperus este identic cu Phosphorus. El folosea „Hesperus" pentru un corp ceresc pe care îl putea vedea seara și „Phosphorus" pentru un corp ceresc pe care îl putea vedea dimineața și nu bănuia că acestea sunt unul și același corp ceresc, planeta Venus.

După cum se știe, deși au fost formulate o serie de teorii semantice cu privire la discursul indirect și în particular cu privire la atribuirile de atitudini propoziționale, până acum nu a fost formulată o astfel de teorie care să ofere o soluție unanim acceptată la problema lui Frege. În cele ce urmează, voi examina două abordări ale atribuirilor de atitudini propoziționale, prin prisma încercării de a formaliza adecvat enunțurile corespunzătoare acestora: abordarea predicativă, sugerată de Willard Van Orman Quine și abordarea „paratactică", propusă de Donald Davidson. Ambele abordări reprezintă, într-un fel sau altul, reacții la teoria semantică a lui Frege. De aceea, înainte de a discuta problema formalizării atribuirilor de atitudini propoziționale, voi prezenta succint această teorie. Prezentarea pe care o întreprind în continuare este fregeană în spirit, dacă nu este în literă.

2. Teoria lui Frege

Să reluăm, puțin mai formal, cele de mai sus. Fie $E[n]$ un enunț care conține numele n și $E[m]$ un enunț care diferă de $E[n]$ doar prin aceea că cel puțin o apariție a lui n este substituită cu m. Conform principiului substituției identicilor, orice argument de tipul următor ar trebui să fie valid:

(5) $E[n]$. $n = m$. Prin urmare, $E[m]$.

De pildă, următoarea instanță a schemei (5) este un argument valid:

(6) Hesperus este o planetă. Hesperus este identic cu Phosphorus.
Prin urmare, Phosphorus este o planetă.

Să considerăm acum următorul argument, care este, de asemenea, o instanță a schemei (5):

(7) Thales credea că Hesperus răsare seara. Hesperus este identic cu Phosphorus. Prin urmare, Thales credea că Phosphorus răsare seara.

Acest argument nu este valid. După cum am menționat, Thales putea să creadă că Hesperus răsare seara, fără să creadă că Phosphorus răsare seara. Este (7) un contraexemplu la (5)? Răspunsul lui Frege este negativ.

După cum se știe, Frege considera că expresiile lingvistice semnificative denotă o referință (*Bedeutung*) și exprimă un sens (*Sinn*). Astfel, în mod obiș-

nuit, atât „Hesperus", cât și „Phosphorus" au drept referință planeta Venus. Pe de altă parte, sensul unei expresii este un mod în care este dată o referință sau, altfel spus, un „mod de prezentare" al referinței expresiei respective. Din punctul de vedere al lui Frege, deși „Hesperus" și „Phosphorus" au aceeași referință, sensurile acestora sunt diferite: sensul asociat cu primul nume prezintă planeta Venus în apariția de seară, în timp ce sensul asociat celui de-al doilea nume prezintă planeta Venus în apariția sa de dimineață. Distincția dintre sens și referință se aplică și la enunțuri. Frege considera că, în mod obișnuit, un enunț declarativ complet exprimă un „gând", care este sensul enunțului respectiv, și are drept referință valoarea sa logică (Adevărul sau Falsul). Astfel, enunțurile „Hesperus răsare seara" și „Phosphorus răsare seara", luate ca atare, au aceeași referință (și anume Adevărul), căci „Hesperus" și „Phosphorus" desemnează același corp ceresc, dar exprimă gânduri diferite (au sensuri diferite), întrucât, după cum am văzut, cineva care nu știe că Hesperus este Phosphorus poate să creadă că Hesperus răsare seara și să nu creadă că Phosphorus răsare seara.

Acum, Frege susținea că, atunci când apar după o clauză de tipul „crede că" sau „spune că", expresiile nu mai au sensul și referința „obișnuite". În astfel de cazuri, referința „oblică" a unei expresii, după terminologia lui Frege, este sensul obișnuit al expresiei respective. De pildă, în (1) – (4) „Hesperus" și „Phosphorus" nu mai au drept referință planeta Venus, ci, respectiv, sensurile lor obișnuite. Tot așa, în (1) – (4), enunțurile subordonate nu mai denotă o valoare logică, ci gândurile pe care le exprimă în mod obișnuit acestea și care sunt diferite. De pildă, în (1), „Hespe-

rus răsare seara" denotă gândul că Hesperus răsare seara, căci la acest gând se referă ceea ce credea Hammurabi. În acest fel, potrivit teoriei lui Frege, argumentul nevalid (7) nu este un contraexemplu la (5) și deci nu dovedește eșecul legii lui Leibniz, căci, dacă „Hesperus" și „Phosphorus" nu mai au aceeași referință, atunci nu mai suntem îndreptățiți să considerăm că substituția unui nume cu celălalt trebuie să păstreze adevărul în trecerea de la premise la concluzie.

3. Abordarea predicativă a lui Quine

Ca și Frege, Quine ([3], [4]) considera că expresiile care apar în clauzele „că" nu au referința lor curentă. Spre deosebire de Frege, care introducea distincția dintre referința „obișnuită" a unui nume și referința sa „indirectă", Quine adoptă o poziție mai radicală, considerând că un termen care apare într-o astfel de clauză nu mai are funcție referențială. Clauzele „că" sunt „opace referențial", ca și citarea. De pildă,

(8) Hesperus este o planetă

este un context referențial transparent în privința numelui „Hesperus", deoarece valoarea logică a enunțului (8) depinde exclusiv de satisfacerea de către referința lui „Hesperus" a predicatului „... este o planetă". Prin contrast,

(9) „Hesperus" are opt litere

este un context opac referențial în privința numelui „Hesperus", căci valoarea logică a lui (9) depinde de

lungimea cuvântului pus între ghilimele, nu de trăsăturile referinței acestuia. Tot așa, (1) este opac referențial în privința numelui „Hesperus", deoarece valoarea sa logică depinde de altceva decât de satisfacerea de către referința lui „Hesperus" a expresiei incomplete „Thales credea că ... răsare seara".

Soluția lui Quine la problema lui Frege constă din interzicerea substituției în contextele opace referențial. În concepția lui Quine, dacă un nume *n*, care are în altă parte funcție referențială, apare într-o clauză „că", substituția lui *n* în acea clauză nu mai este permisă nu pentru că *n* își schimbă referința, ci pentru că *n* nu mai are funcția sa referențială. În plus, Quine apreciază că, la urma urmei, este greșit să se spună că un nume, altfel referențial, „apare" într-o clauză „că" și propunea ca atribuirile de atitudini propoziționale să fie tratate ca și cum ar fi predicate monadice, i.e. fără părți autentice din punct de vedere logic. Din punctul de vedere al lui Quine, considerarea lui „Hesperus" ca o parte autentică a lui (1) ar fi doar o iluzie gramaticală, iar expresia incompletă „Thales credea că ... răsare seara" ar trebui să fie tratată ca un singur predicat.

Criticii soluției propuse de Quine au arătat că aceasta este puternic contraintuitivă și prea radicală. Între altele, soluția lui Quine ridică o problemă privind formalizarea atribuirilor de atitudini propoziționale. Să considerăm din nou argumentul valid (6). Stabilind corespondențele „*Fx*" – „*x* este o planetă", „*a*" – „Hesperus", „*b*" – „Phosphorus", obținem următoarea formă logică validă:

(10) *Fa*. *a* = *b*. Prin urmare, *Fb*.

(10) reprezintă transcrierea legii lui Leibniz în logica predicatelor. (10) arată că dacă un obiect *a* are o anumită proprietate și *a* este identic cu *b*, atunci și *b* are acea proprietate. Acum, dacă Quine are dreptate, putem să punem în corespondență pe *Fx* cu „Thales credea că *x* răsare seara", restul rămânând neschimbat. În acest caz, argumentul (7) ar fi formalizabil prin (10), dar (7) este nevalid. Dacă un predicat este o expresie incompletă care poate fi formalizată printr-o literă-predicat, atunci rezultă că trebuie să respingem propunerea lui Quine conform căreia „Thales credea că ... răsare seara" ar fi un predicat și, prin urmare, să renunțăm la încercarea de a da formalizări adecvate atribuirilor de atitudini propoziționale în logica predicatelor. Există însă o propunere, datorată lui Donald Davidson, care permite o astfel de formalizare, dar care nu tratează atribuirile de atitudini propoziționale ca predicații simple.

4. Abordarea paratactică sau „inocența redobândită"

Abordarea lui Davidson a vorbirii indirecte, propusă în articolul său *On Saying That* (1969), folosește o particularitate a limbii engleze. În limba engleză, după cum se știe, cuvântul „that" este polisemantic. Între altele, „that" are rolul de conjuncție subordonatoare, ca în „It was very well *that* you spoke to him" („A fost foarte bine *că* ai vorbit cu el"), sau pe cel de pronume demonstrativ, ca în „I have done *that* before" („Am făcut *aceasta* mai înainte"). Davidson își numește abordarea „analiză paratactică", deoarece el

propune ca, la nivelul formei logice, un enunț cum este

(11) Galileo said that the earth moves

să fie analizat ca o parataxă (juxtapunere) a două enunțuri separate: un *enunț de atribuire*, care se încheie cu „that", și un *enunț de conținut*, care începe cu „the earth". Folosind punctuația, potrivit lui Davidson, (11) poate fi reprezentat ca

(12) Galileo said that. The earth moves.

Davidson susține că în prima parte a acestei parataxe, „that" este un pronume demonstrativ care se referă la o rostire de către vorbitor a enunțului de conținut „The earth moves" sau, altfel spus, la o instanță a acestui enunț. Ca atare, în spirit davidsonian, dar adaptată la particularitățile limbii române, analiza paratactică a vorbirii indirecte conduce în mod natural la considerarea unui enunț de atribuire care se încheie cu pronumele demonstrativ „aceasta". Astfel, (2) devine

(13) Thales spunea aceasta. Hesperus răsare seara.

Cei doi membri ai parataxei (13) au roluri semantice diferite. Primul membru al parataxei este un enunț relațional care se referă la cuvintele care urmează după punct. Rolul semantic al rostirii enunțului de conținut este doar acela de a servi drept referință pentru „aceasta" din rostirea enunțului de atribuire. Potrivit teoriei lui Davidson, (13) este ade-

vărat dacă și numai dacă enunțul-instanță la care se referă demonstrativul „aceasta" exprimă același conținut cu o rostire a lui Thales.

Davidson sugerează că analiza sa poate fi aplicată și la atribuirile de opinie. Să considerăm atribuirea de opinie (1). Redată paratactic, (1) devine

(14) Thales credea aceasta. Hesperus răsare seara,

ceea ce înseamnă că lui Thales i se atribuie o opinie cu același conținut cu cel exprimat de o instanță a enunțului „Hesperus răsare seara". Davidson susține că dificultățile care l-au condus pe Frege să vorbească despre expresii care își schimbă referința și care l-au condus pe Quine să vorbească despre contexte opace referențial dispar prin „spargerea" atribuirilor de opinie în două enunțuri separate, având roluri semantice diferite. Întrucât cuvintele care apar după „Thales credea aceasta" nu își schimbă înțelesul prin încorporarea în enunțul de atribuire, enunțul de conținut înseamnă exact ceea ce înseamnă atunci când este rostit separat. Davidson califică acest rezultat drept o „recuperare a inocenței semantice pre-fregeene".

Pentru a vedea mai exact cum sunt evitate, din punctul de vedere al lui Davidson, dificultățile menționate, să considerăm transcrierea paratactică a enunțului (3):

(15) Thales credea aceasta. Phosphorus răsare seara.

Întrucât cuvintele care apar în enunțurile de conținut din (14) și (15) au exact aceleași trăsături seman-

tice pe care le-ar fi avut dacă ar fi fost rostite izolat, substituţia lui „Hesperus" cu „Phosphorus" nu afectează valoarea logică a enunţului de conţinut, astfel că nu este încălcat principiul substituţiei identicilor. Pe de altă parte, această substituţie schimbă valoarea logică a enunţului de atribuire, căci demonstrativul „aceasta" din (15) indică o rostire diferită de cea indicată de „aceasta" din (14), astfel că (14) nu implică (15).

În pofida obiecţiilor care au fost aduse la adresa abordării lui Davidson, aceasta permite formalizarea adecvată a atribuirilor de atitudini propoziţionale în logica predicatelor. Să considerăm din nou argumentul nevalid (7). Conform concepţiei lui Davidson, (7) dobândeşte următoarea transcriere paratactică:

(15) Thales credea aceasta. Hesperus răsare seara. Hesperus este identic cu Phosphorus. Prin urmare, Thales credea aceasta. Phosphorus răsare seara.

Primul pas în formalizarea lui (7) citit ca (15) constă din stabilirea listei de corespondenţe dintre predicatele şi numele din limbajul natural, pe de o parte, şi simboluri ale logicii predicatelor, pe de altă parte. Având în vedere funcţia gramaticală a pronumelui demonstrativ, precum şi faptul că cele două apariţii ale lui „aceasta" din (15) se referă la enunţuri-instanţă diferite, vom folosi pentru aceste două apariţii constante individuale diferite. Mai departe, vom considera că „... răsare seara" este un predicat monadic, deoarece părţile sale nu au o contribuţie semnificativă la înţelesul argumentului. Stabilind lista de corespondenţe „*Fxy*" – „*x* crede *y*", „*Gz*" – „*z* răsare

seara", „*a*" – „Thales", „*b*" – „aceasta" în apariția sa din premisă, „*c*" – „Hesperus", „*d*" – „Phosphorus" și „*e*" – „aceasta" în apariția sa din concluzie, obținem următoarea formă logică:

(16) *Fab. Gc. c = d.* Prin urmare, *Fae. Gd.*

Acum, la rigoare, evaluarea formei logice (16) este blocată de faptul că, având două enunțuri în concluzia lui (15), avem două scheme de propoziții despre indivizi în concluzia lui (16). În astfel de cazuri, după cum arată Mark Sainsbury ([5]; p. 191), dacă sunt satisfăcute anumite condiții, putem introduce stipulații *ad hoc* cu privire la evaluarea formei logice respective. Aici putem face stipulația *ad hoc* conform căreia (16) este validă dacă și numai dacă toate interpretările în care formulele corespunzătoare premiselor iau valoarea *adevărat* sunt interpretări în care formula corespunzătoare primei concluzii, *Fae*, ia valoarea *adevărat*. Temeiul acestei stipulații este acela că, după cum am menționat, substituția lui „Hesperus" cu „Phosphorus" nu afectează valoarea logică a enunțului de conținut. Sub această supoziție, evident, (16) este nevalidă și, la fel de evident, formalizat prin (16), argumentul nevalid (7) nu apare ca o instanță a legii lui Leibniz. Aceste două rezultate reprezintă puncte în favoarea propunerii lui Davidson. De notat că o interpretare a lui (16) în care fiecare formulă ia valoarea *adevărat* sau valoarea *fals*, după cum enunțul corespunzător este adevărat sau este fals va atribui lui „*b*" enunțul de conținut din prima premisă și lui „*e*" enunțul de conținut din concluzie.

Sainsbury (*ibidem*; p. 192) arată că propunerea lui Davidson permite și formalizări adecvate ale unor

argumente valide din limbajul natural în care apar atribuiri de atitudini propoziționale. Fie, de pildă, următorul argument intuitiv valid:

(17) Ion crede că Hesperus este o planetă. Aceasta este adevărat. Prin urmare, Ion crede ceva adevărat.

Stabilind lista de corespondențe „*Fxy*" – „*x* crede *y*", „*Gz*" – „*z* este o planetă", „*Hy*" – „*y* este adevărat", „*a*" – „Ion", „*b*" – „aceasta" și „*c*" – „Hesperus", obținem următoarea formă logică validă:

(18) *Fab. Gc. Hb.* Prin urmare, $\exists y(Fay \,\&\, Hy)$.

De notat că apariția demonstrativului „aceasta" din transcrierea paratactică a primei premise — „Ion crede aceasta. Hesperus este o planetă" — și apariția lui „aceasta" din cea de-a doua premisă se referă la același enunț de conținut, astfel că cele două apariții au fost formalizate prin aceeași constantă individuală.

Nu putem trece cu vederea, însă, faptul că abordarea lui Davidson cere supoziția existenței rostirilor enunțurilor respective în limba celui care face atribuirea de opinie, căci la astfel de rostiri se referă demonstrativele din parataxele corespunzătoare. Pe de altă parte, după cum arată și Davidson, în analiza lui „*x* crede *y*" nu trebuie să se pretindă ca *x* să înțeleagă limba celui care face atribuirea de opinie. Relația de opinie ar trebui să fie înțeleasă ca o relație dintre *x* și o propoziție exprimată de *y*, iar problema este aceea că există mai multe propuneri privind natura exactă a propozițiilor și nici una dintre acestea nu

este pe deplin satisfăcătoare. În plus, nu este clar dacă analiza paratactică se poate extinde la toate tipurile de atribuiri de atitudine propoziţională şi la toate tipurile de enunţuri de conţinut.

REFERINŢE BIBLIOGRAFICE

[1] Davidson, D., *On Saying That*, în D. Davidson şi J. Hintikka (ed.), *Words and Objections: Essays on the Work of W.V. Quine*, Dordrecht: Reidel, 1969.

[2] Frege, G., *Über Sinn und Bedeutung*, tradus ca *Sens şi semnificaţie* în M. Tîrnoveanu şi Gh. Enescu (ed.), *Logică şi filosofie*, Bucureşti, 1966, 1892.

[3] Quine, W.V.O., *Word and Object*, Cambridge, MA: Harward University Press, 1960.

[4] Quine, W.V.O., *Quantifiers and Propositional Attitudes* în *Ways of Paradox and Other Essays*, Cambridge: Cambridge University Press, 1976.

[5] Sainsbury, M., *Logical Forms. An Introduction to Philosophical Logic*, Blackwell Publishers, Oxford UK & Cambridge USA, 1993.

CUNOAȘTERE IMPLICITĂ ȘI CUNOAȘTERE EXPLICITĂ

În acest studiu examinez unele virtuți și limite ale unei abordări logice a cunoașterii, propusă de Ronald Fagin și Joseph Y. Halpern, bazată pe distincția dintre noțiunile de *cunoaștere implicită* și *cunoaștere explicită*, introdusă prin intermediul operatorului sintactic al *conștienței*. În această abordare, agenții epistemici nu au proprietatea omniscienței logice sau nu o au în aceeași măsură ca în logica epistemică a lui Hintikka.

1. Cunoașterea implicită

Noțiunea de cunoaștere implicită este descrisă de sistemul axiomatic al logicii epistemice standard al lui Hintikka ([3]) sau de orice sistem echivalent cu acesta, în care expresia de bază este $K_i\varphi$, citită ca „agentul *i* cunoaște φ". Voi considera în continuare un astfel de sistem, numit uneori *KT45*, dat de următoarele axiome și reguli de deducție:

(A1) Toate instanțele tautologiilor propoziționale
(A2) $(Ki\varphi \wedge K_i(\varphi \supset \psi)) \supset K_i\psi$ *Axioma Distribuției*
(A3) $K_i\varphi \supset \varphi$ *Axioma Cunoașterii*

(A4) $K_i\varphi \supset K_iK_i\varphi$	*Axioma Introspecției Pozitive*
(A5) $\sim K_i\varphi \supset K_i\sim K_i\varphi$	*Axioma Introspecției Negative*
(R1) Din φ și $\varphi \supset \psi$ rezultă ψ	*Modus Ponens*
(R2) Din φ rezultă $K_i\varphi$	*Generalizarea Cunoașterii.*

(A1) și (R1) provin din logica propozițională. (A2) arată că dacă agentul i cunoaște φ și cunoaște că dacă φ, atunci ψ, atunci agentul i cunoaște ψ; prin urmare, această axiomă ne permite să distribuim operatorul K_i față de condițional. Conform (A3), dacă un agent cunoaște φ, atunci φ este o formulă adevărată. (A4) arată că agenții cunosc ceea ce cunosc, iar conform (A5), agenții cunosc ceea ce nu cunosc. Împreună, ultimele două axiome spun că agenții sunt epistemic introspectivi, ceea ce înseamnă că orice agent are o cunoaștere completă asupra cunoașterii sale.

După cum se știe, aceste axiome și reguli de deducție implică o idealizare a agentului epistemic, fiind condiții foarte tari de raționalitate. Astfel, pe baza (R2), rezultă că agenții cunosc toate adevărurile logice. Apoi, întrucât o formulă φ implică logic ψ ddacă $\varphi \supset \psi$ este un adevăr logic, pe baza (A2) și (R2) rezultă că dacă agentul i cunoaște φ și φ implică logic ψ, atunci agentul i cunoaște ψ. Cu alte cuvinte, aceasta înseamnă că agenții cunosc toate consecințele logice ale cunoașterii lor inițiale. Se spune că în acest sistem, cunoașterea agenților este închisă față de relația de consecință logică. În plus, rezultă că dacă un agent i cunoaște φ, iar φ este echivalentă logic cu ψ, atunci i cunoaște ψ, ceea ce înseamnă că agenții identifică în mod necesar toate propozițiile echivalente

logic. După cum sublinia chiar Hintikka ([4]), într-un astfel de sistem, agentul cunoscător apare ca fiind *logic omniscient* sau, cu alte cuvinte, sistemul descrie *omniscienţa logică* a unui agent epistemic ideal.

Omniscienţa logică este o trăsătură problematică a conceptului de cunoaştere descris în logica epistemică standard. Idealizarea agentului epistemic pare a fi inofensivă în unele situaţii speciale, precum cele descrise de dialogurile lui Platon sau cele ale lui Berkeley, în care cineva conduce pe altcineva prin toate consecinţele logice ale cunoaşterii acestuia din urmă sau măcar prin cele relevante în raport cu cadrul dat al dialogului. Această idealizare este, însă, total necorespunzătoare în împrejurări din cele mai obişnuite. Se pare că nici un agent epistemic real nu cunoaşte toate adevărurile logice şi nici toate consecinţele logice ale cunoaşterii sale iniţiale. De asemenea, cel mai adesea, oamenii nu identifică în mod necesar toate propoziţiile echivalente logic. De pildă, cineva care ştie că iepurele mănâncă iarbă nu ştie *ipso facto* că *lepus timidus* mănâncă iarbă, deşi propoziţiile corespunzătoare sunt echivalente logic. Tot aşa, un program de computer care poate determina în timpul T dacă o formulă φ decurge din anumite premise, poate să nu fie capabil să determine în timpul T dacă o formulă ψ echivalentă logic cu φ decurge din acele premise. Logica epistemică standard captează potenţialul epistemic al unui agent epistemic ideal, la care se face referire prin termenul de *cunoaştere implicită*. Ca urmare, vom citi o formulă cum este $K_i\varphi$ ca „agentul i cunoaşte implicit φ".

2. Cunoașterea explicită

Pentru a capta o reprezentare mai realistă a cunoașterii au fost propuse diferite abordări formale în care agenții epistemici nu sunt logic omniscienți sau cel puțin nu în aceeași măsură ca în logica epistemică standard[1]. Una dintre aceste abordări, datorată lui Ronald Fagin și Joseph Y. Halpern ([1], [2]) se bazează pe distincția dintre *cunoașterea implicită* și *cunoașterea explicită*, introdusă cu ajutorul unui operator logic delimitativ, numit *conștiență* (*awareness*).

Ideea intuitivă este aceea că un agent trebuie să fie conștient de ceva înainte de a avea cunoașterea acelui ceva sau, altfel spus, că un agent nu poate cunoaște ceva de care nu este conștient. Formal, avem o mulțime de formule de care agentul i este conștient într-o situație epistemică s, notată prin $\mathcal{A}_i(s)$, și doi operatori modali noi, A_i și X_i. O formulă precum $A_i\varphi$ se citește „agentul i este conștient de φ", ceea ce, potrivit lui Fagin și Halpern, se poate interpreta în diferite moduri: „i este familiarizat cu toate propozițiile menționate în φ", „i este capabil să înțeleagă adevărul lui φ" sau chiar „i are capacitatea să calculeze adevărul lui φ în timpul T". Ultima interpretare permite unele analogii între rolul conștienței în cazul agenților epistemici umani și funcționarea unui program de computer.

Acum, operatorul conștienței este introdus prin următoarea clauză:

---

[1] Cititorul interesat de dezvoltarea sistemelor de logică epistemică în care problema omniscienței logice este evitată poate consulta studiul excelent al lui Mark Whitsey, „Logical Omniscience: A Survey", 2003, disponibil la adresa http://www.cs.nott.ac.uk/mtw/papers/survey.pdf .

$$V(A_i\varphi, s) = \textbf{adevărat} \text{ ddacă } \varphi \in \mathcal{A}_i(s).$$

Această clauză enunță că agentul i este conștient de φ în situația epistemică s exact în cazul în care φ este în mulțimea $\mathcal{A}_i(s)$. Se introduce apoi operatorul modal al *cunoașterii explicite* prin următoarea definiție:

(X1) $X_i\varphi =_{df} Ai\varphi \wedge K_i\varphi.$

Această definiție enunță că agentul i cunoaște explicit o formulă φ ddacă i este conștient de φ și cunoaște implicit φ. Cu alte cuvinte, un agent nu poate să aibă cunoaștere explicită despre formule de care nu este conștient.

Este evident că agenții nu cunosc explicit toate adevărurile logice, căci dacă φ este un adevăr logic, dar agentul i nu este conștient de φ ($\sim A_i\varphi$), atunci i nu cunoaște explicit φ ($\sim X_i\varphi$). În al doilea rând, (A2) nu este valabilă pentru cunoașterea explicită, deoarece dacă agentul i cunoaște explicit φ și cunoaște explicit că dacă φ, atunci ψ, atunci se poate ca agentul i să nu cunoască explicit ψ, căci poate să nu fie conștient de ψ independent de cunoașterea sa explicită a condiționalului „dacă φ, atunci ψ". Prin urmare, agenții nu cunosc explicit toate consecințele logice ale cunoașterii lor explicite inițiale. În fine, agenții nu identifică în mod necesar toate formulele echivalente logic: chiar dacă φ și ψ sunt echivalente logic, un agent poate să fie conștient de φ și să nu fie conștient de ψ.

Fagin și Halpern arată că, pentru captarea anumitor proprietăți ale „conștienței", se pot impune re-

strictii suplimentare mulțimii $\mathcal{A}_i(s)$ a formulelor de care agentul i este conștient într-o situație epistemică s. De pildă, ei consideră că o restricție rezonabilă constă din a impune ca $A_i\varphi$ să aparțină mulțimii $\mathcal{A}_i(s)$, dacă φ aparține mulțimii $\mathcal{A}_i(s)$. Aceasta corespunde următoarei axiome:

(X2) $A_i\varphi \supset A_iA_i\varphi$.

Axioma (X2) enunță că dacă un agent este conștient de φ, atunci agentul respectiv este conștient de conștiența sa de φ. Intuitiv vorbind, un agent auto-reflexiv este conștient de ceea ce este conștient. De asemenea, un agent poate să cunoască implicit formulele de care este sau nu conștient, ceea ce corespunde următoarelor două axiome:

(X3) $A_i\varphi \supset K_iA_i\varphi$ (X4) $\sim A_i\varphi \supset K_i\sim A_i\varphi$.

Conform acestor două axiome, dacă un agent i este conștient de φ, atunci i cunoaște implicit că este conștient de φ și, respectiv, dacă un agent i nu este conștient de φ, atunci i cunoaște implicit că nu este conștient de φ.

Să examinăm și alte proprietăți ale cunoașterii în această logică. Astfel, corespunzător Axiomei Distribuției, aici avem axioma

(X5) $(Xi\varphi \wedge X_i(\varphi \supset \psi) \wedge A_i\psi) \supset X_i\psi$,

conform căreia dacă agentul i cunoaște explicit φ și cunoaște explicit că dacă φ atunci ψ, atunci i cunoaște ψ *cu condiția* să fie conștient de ψ. Similar,

corespunzător regulii (R2), aici avem următoarea regulă:

$$\text{Din } \varphi \text{ rezultă } A_i\varphi \supset X_i\varphi.$$

Intuitiv, conform acestei reguli, un agent cunoaşte explicit un adevăr logic dacă este conştient de acel adevăr logic. Evident, prin definiţie, dacă un agent i cunoaşte explicit φ, atunci i cunoaşte implicit φ:

$$X_i\varphi \supset K_i\varphi.$$

Prin urmare, prin Axioma Cunoaşterii, rezultă

(X6) $X_i\varphi \supset \varphi$.

În această logică, agenţii nu sunt în general introspectivi cu privire la cunoaşterea lor explicită, căci formulele corespunzătoare axiomelor introspecţiei (A3) şi (A4), $X_i\varphi \supset X_iX_i\varphi$ şi $\sim X_i\varphi \supset X_i\sim X_i\varphi$, nu sunt valabile. În schimb, date fiind axiomele şi regulile sistemului *KT45* şi cele de mai sus, proprietăţile corespunzătoate cunoaşterii explicite devin:

(X7) $(X_i\varphi \wedge A_iX_i\varphi) \supset X_iX_i\varphi$
(X8) $(\sim X_i\varphi \wedge A_i\sim X_i\varphi) \supset X_i\sim X_i\varphi$.

Conform acestor două teoreme, un agent este introspectiv cu privire la cunoaşterea sa explicită dacă este conştient de această cunoaştere explicită.

O restricţie firească asupra mulţimii $\mathcal{A}_i(s)$ pare a fi aceea a închiderii conştienţei faţă de subformule, ceea ce revine la a spune că dacă $\varphi \in \mathcal{A}_i(s)$ şi ψ este o subformulă a lui φ, atunci $\psi \in \mathcal{A}_i(s)$. Fagin şi Halpern

atrag însă atenția că această supoziție aparent inofensivă are un impact puternic asupra proprietăților cunoașterii explicite, căci dacă este acceptată, atunci cunoașterea explicită a unui agent este închisă față de condițional, adică are loc $(X_i\varphi \wedge X_i(\varphi \supset \psi)) \supset X_i\psi$. Aceasta arată că interpretarea în care conștiența este închisă față de subformule și interpretarea în care cunoașterea explicită nu este închisă față de condițional nu pot fi captate simultan în acest cadru.

3. Observații critice

Abordarea descrisă mai sus are unele virtuți indiscutabile. După cum precizează autorii menționați, această abordare „este foarte flexibilă și generală. Într-un mod foarte natural și atrăgător, abordarea poate fi folosită pentru a demonstra de ce nu au loc diferite tipuri de omniscientă logică și pentru a indica de ce anume trebuie să fie conștient agentul epistemic pentru ca aceste tipuri diferite de omniscientă logică să aibă loc" ([2]; p. 342). Cu toate acestea, îmi pare că proprietățile conștienței captate de acest sistem logic nu sunt indiscutabile.

Mai întâi, chiar Fagin și Halpern subliniază că sistemul logic al conștienței își dobândește flexibilitatea menționată prin utilizarea unui operator *sintactic* al conștienței. Cu alte cuvinte, în această abordare, conștiența este o noțiune sintactică, deoarece mulțimea $\mathcal{A}_i(s)$ a formulelor de care agentul i este conștient într-o situație epistemică s nu este altceva decât un șir de simboluri. De aceea, de pildă, ordinea de prezentare a formulelor contează: un agent poate fi conștient de $\varphi \vee \psi$, dar nu și de $\psi \vee \varphi$, astfel că acel agent

poate să cunoască explicit o disjuncție prezentată într-o anumită ordine și să nu cunoască explicit disjuncția cu aceiași termeni comutați. Ca atare, operatorul A_i apare ca un predicat care are drept unul dintre argumente o entitate sintactică, precum o propoziție (*sentence*) într-un limbaj natural. Corespunzător, cunoașterea explicită apare ca o atitudine față de o propoziție înțeleasă ca entitate a unui limbaj natural și nu ca o atitudine față de conținuturi propoziționale sau judecăți în sens logic (*propositions*) sau față de lumi posibile. Una dintre consecințe este, după cum am văzut, aceea că sistemul logic al conștienței are calitatea de a modela distincții cerute de noțiunea intuitivă de cunoaștere: un agent epistemic poate să cunoască, de pildă, că iepurele mănâncă iarbă fără să cunoască *ipso facto* că *lepus timidus* mănâncă iarbă, căci este vorba despre atitudini față de propoziții distincte, deși echivalente logic. Pe de altă parte, însă, considerarea cunoașterii ca atitudine față de propoziții formulate într-un limbaj natural furnizează distincții acolo unde, intuitiv vorbind, nu există nici una. De pildă, propozițiile „Fumatul dăunează sănătății" și „Smoking damages health" sunt propoziții distincte, dar de aici nu rezultă în nici un fel că este imposibil pentru un vorbitor monolingv de limbă engleză să cunoască sau să creadă că fumatul dăunează sănătății.

În plus, dacă un agent autoreflexiv este conștient de ceea ce este conștient și conștiența este un operator sintactic, atunci $A_iA_i\varphi$ înseamnă de fapt „agentul i este conștient de «agentul i este conștient de φ»", or conștiența unui agent de conștiența sa de ceva pare să fie diferită de conștiența de propoziția care descrie conștiența sa de acel ceva. Evident, același tip de re-

marcă se aplică și la iterarea operatorului X_i în teoreme cum sunt (X6) și (X7).

Aceste observații arată că o abordare logică îmbunătățită a conștienței și cunoașterii explicite ar trebui să nu lege prea strâns posesia acestor două tipuri de atitudini de limbaje particulare. În acest sens, se poate argumenta că propozițiile de care este conștient un agent nu aparțin limbajelor naturale, ci unui sistem neural de informație despre care se presupune că are o structură de tip propozițional. Aceasta este binecunoscuta ipoteză a existenței unui „limbaj al gândirii" pe care îl împărtășim cu toții. O dificultate a acestei sugestii este aceea că nu este clar de ce o „simplă" analiză logică a cunoașterii ar trebui să angajeze la o concepție privind natura noastră neurală.

Oricum, chiar și o abordare logică îmbunătățită a conștienței în sensul menționat mai sus pare a lăsa o problemă deschisă: în ce măsură putem presupune că, potrivit (X2), dacă un agent este conștient de ceva, atunci agentul respectiv este conștient de conștiența sa de acel ceva. De pildă, dacă $A_i\varphi$ este interpretată ca „i este capabil să înțeleagă adevărul lui φ" sau „i are capacitatea să calculeze adevărul lui φ în timpul T", conștiența de φ nu are în mod necesar drept consecință conștiența de conștiența de φ. În primul caz, un agent capabil să înțeleagă ceva ar putea să nu fie capabil să înțeleagă capacitatea sa de a înțelege acel ceva, deoarece ar putea să nu înțeleagă ce înseamnă exact să înțelegi ceva. Similar, în cazul conștienței computaționale, un agent care are capacitatea să calculeze adevărul lui φ în timpul T poate să nu aibă capacitatea meta-computațională presupusă de calcularea capacității sale de a calcula adevărul lui φ în timpul T.

Pare a fi tentant să credem că o condiție intuitiv acceptabilă este implicația de la conștiența de conștiența de ceva la conștiența de acel ceva, dar este ușor de văzut, așa cum arată chiar Fagin și Halpern, că reciproca axiomei (X2),

$$A_i A_i \varphi \supset A_i \varphi,$$

are loc doar sub supoziția închiderii conștienței față de subformule, ceea ce, după cum am văzut, conduce la consecința nerealistă potrivit căreia cunoașterea explicită a unui agent este închisă față de condițional.

În concluzie, pe lângă dezideratul unei abordări non-propoziționale a conștienței, o bună teorie logică a cunoașterii explicite trebuie să permită o analiză mai fină a conștienței autoreflexive.

REFERINȚE BIBLIOGRAFICE

[1] Fagin, R., Halpern, J. Y., „Belief, Awareness, and Limited Reasoning", în *Artificial Intelligence* **34**, 1988, 39–76.

[2] Fagin, R., Halpern, J. Y., Moses, Y., Vardi, M.Y., *Reasoning About Knowledge*, MIT, Cambridge, Mass., 1995.

[3] Hintikka, J., *Knowledge and Belief*, Ithaca, N. Y., Cornell University Press, 1962.

[4] Hintikka, J., „Impossible possible worlds vindicated", în *Journal of Philosophical Logic* **4**, 1975, 475–484.

Este „problema existenței în silogistică" o problemă?

După cum se știe, o trăsătură principală a interpretării booleene a propozițiilor categorice în raport cu interpretarea tradițională a acestora constă din respingerea *principiului subordonării particularelor*, formulat de Aristotel după cum urmează: „Dacă ceva aparține tuturor cazurilor, aparține și unora dintre ele, iar dacă nu aparține nici unuia, nu aparține nici unora" (*Topica*, III.6, 119a). Cu alte cuvinte, în interpretarea tradițională, *ceea ce se afirmă sau se neagă despre toți membrii unei clase (extensiuni) se poate afirma, respectiv nega și despre unii dintre membrii acelei clase (extensiuni)*. Respingerea acestui principiu are ca efect reducerea drastică a numărului de forme de inferențe silogistice tradițional valide. De pildă, în interpretarea tradițională, dacă o propoziție de forma „Toți *A* sunt *B*" este adevărată, atunci propoziția de forma „Unii *A* sunt *B*" este cu necesitate adevărată, ceea ce revine la a spune că propoziția de forma „Unii *A* sunt *B*" poate fi dedusă în mod valid din propoziția de forma „Toți *A* sunt *B*", luată ca singură premisă. Prin contrast, în interpretarea booleană, dacă o propoziție de forma „Toți *A* sunt *B*" este adevărată, propoziția de forma „Unii *A* sunt *B*" este adevărată numai dacă termenul notat cu „*A*" este nevid, ceea ce revine la a spune că propoziția de forma „Unii *A* sunt *B*"

nu poate fi dedusă în mod valid din propoziția „Toți *A* sunt *B*" luată ca o singură premisă, ci din această propoziție plus o premisă de forma „Există *A*". Ce justificări poate oferi un adept al interpretării booleene — să-l numim *logicianul modern* — în favoarea pretenției că propoziția „Unele balene sunt mamifere" nu decurge valid doar din „Toate balenele sunt mamifere", ci din „Toate balenele sunt mamifere" plus premisa „Există balene" și cum poate respinge această pretenție un partizan al interpretării tradiționale – să-l numim *logicianul tradițional* — conform căreia propoziția „Unele balene sunt mamifere" decurge valid din „Toate balenele sunt mamifere", luată ca singură premisă?

Logicianul modern va începe, probabil, prin a susține că în interpretarea tradițională, atât propozițiile particulare, cât și cele universale sunt tratate ca enunțuri de existență sau, altfel spus, sunt tratate ca enunțuri care presupun existența obiectelor la care se referă[1]. Desigur, foarte multe propoziții universale pe care le folosim în mod obișnuit pot fi înțelese ca presupunând existența obiectelor la care se referă. De pildă, spunând „Toate cămășile din acest dulap sunt albastre" sau „Nici o cămașă din acest dulap nu este albastră", înțelegem că în dulapul respectiv există cămăși. Totuși, considerarea propozițiilor universale ca

[1] Acest punct de vedere a fost efectiv susținut în cea de-a doua jumătate a secolului al XIX-lea de către o serie de logicieni, filosofi și matematicieni interesați de dezvoltarea logicii moderne. Astfel, problema caracterului existențial al propozițiilor categorice este pusă implicit de Arthur Cayley în 1871, este discutată într-o lucrare din 1874 a lui Franz Brentano și este pusă explicit în legătură cu dezvoltarea logicii moderne de C. S. Peirce în 1880 și de John Venn în 1881.

enunțuri de existență conduce la unele dificultăți, chiar în raport cu înțelesurile obișnuite ale cuvintelor „toți" („toate") și „nici un" („nici o"). Astfel, adoptând punctul de vedere al logicianului tradițional, o propoziție universală poate fi adevărată numai dacă subiectul său logic este un termen nevid. De pildă, propoziția „Toate stafiile sunt imateriale" este adevărată numai dacă există stafii; dacă nu există stafii, atunci propoziția este falsă. Noi acceptăm, însă, unele propoziții universale ca adevărate, fără să presupunem existența obiectelor la care se referă. De pildă, propoziția (banal) adevărată „Nici un cerc pătrat nu este pisică" și obversa sa, „Toate cercurile pătrate sunt non-pisici", nu cer să existe cercuri pătrate. Dacă cineva ar obiecta că aceste două exemple sunt artificiale, logicianul modern poate invoca drept exemplu *principiul inerției* („prima axiomă a lui Newton"), în formularea „Toate corpurile asupra cărora nu acționează forțe exterioare își mențin starea de repaus sau de mișcare uniformă și rectilinie". Această propoziție este acceptată ca adevărată în fizică, deși pe Pământ nu există corpuri asupra cărora să nu acționeze forțe exterioare. Propozițiile menționate nu ar putea fi considerate ca adevărate, dacă ar fi interpretate ca enunțând că există cercuri pătrate sau, respectiv, că există corpuri asupra cărora nu acționează forțe exterioare. Aceste propoziții pot fi luate ca fiind adevărate numai dacă li se dau, respectiv, interpretările booleene *nu există cercuri pătrate în clasa pisicilor* și *nu există corp asupra căruia nu acționează forțe exterioare, care să nu-și păstreze starea de repaus sau de mișcare rectilinie și uniformă*. Din analiza acestor exemple reiese că propozițiile universale nu presupun în mod necesar existența obiectelor la care se referă. Pe de

altă parte, propoziţiile particulare sunt enunţuri de existenţă. De exemplu, spunând „Unele animale acvatice sunt mamifere", înţelegem că *există* cel puţin un animal acvatic care este mamifer, iar spunând „Unii funcţionari publici nu sunt amabili", înţelegem că *există* cel puţin un funcţionar public neamabil. Ca atare, întrucât după forma unei propoziţii universale nu putem şti dacă subiectul său logic denotă sau nu entităţi existente, o propoziţie particulară nu poate fi dedusă în mod valid dintr-o universală de aceeaşi calitate, având acelaşi subiect logic şi acelaşi predicat logic, luată ca o singură premisă, ci din respectiva universală *plus* o premisă suplimentară, care asertează existenţa entităţilor denotate de subiectul său logic. Mai mult, poate adăuga logicianul modern, dacă în logica tradiţională atât universalele, cât şi particularele sunt enunţuri de existenţă, atunci se ajunge la contradicţii de îndată ce se consideră propoziţii în care subiectul logic este un termen vid.

Să presupunem că suntem de acord că nu există cercuri pătrate. Ce va spune logicianul tradiţional despre propoziţia „Nici un cerc pătrat nu este poligon"? Va spune, probabil, că propoziţia este falsă, căci dacă nu există cercuri pătrate, atunci nu putem spune că întreaga clasă a cercurilor pătrate este exclusă din clasa poligoanelor. Dar, dacă propoziţia este falsă, atunci contradictoria sa, „Unele cercuri pătrate sunt poligoane", este adevărată şi, întrucât logicianul tradiţional, ca şi cel modern, consideră că particularele sunt enunţuri de existenţă, rezultă că există cercuri pătrate, ceea ce contrazice presupunerea iniţială. Astfel, se pretinde că logicianul tradiţional este condus la o contradicţie:

1. Nu există cercuri pătrate (premisă).
2. Este fals că nici un cerc pătrat nu este poligon.
3. Unele cercuri pătrate sunt poligoane.
4. Există cercuri pătrate.

Trecerea de la 2 la 3 se bazează pe echivalența logică dintre o propoziție particular-afirmativă și negația contradictoriei sale, iar trecerea de la 3 la 4 se bazează pe principiul conform căruia particularele sunt enunțuri de existență, astfel că logicianul tradițional ar trebui să reconsidere pasul de la 1 la 2. Logicianul modern atacă pasul de la 1 la 2, ca nefiind logic necesar. Din „Nu există cercuri pătrate" nu decurge falsitatea propoziției „Nici un cerc pătrat nu este poligon", căci în interpretarea booleană această propoziție enunță că nu există cercuri pătrate în clasa poligoanelor.

La toate acestea, logicianul tradițional ar putea răspunde, în primul rând, arătând că logica tradițională nu are nevoie de supoziții de existență : valoarea logică a unei universale sau a unei particulare poate fi judecată indiferent de împrejurarea că termenii săi denotă sau nu entități existente. De exemplu, se știe din geometrie că un poligon regulat cu n laturi poate fi, în principiu, înscris într-un cerc doar cu rigla și compasul, numai dacă numărul n este de o anumită formă. Astfel, prin reflecție geometrică, particulara „Unele poligoane regulate cu peste un milion de laturi sunt inscriptibile într-un cerc numai cu rigla și compasul" va fi judecată ca adevărată, deși existența efectivă a poligoanelor regulate cu peste un milion de laturi este cel puțin discutabilă, în timp ce universala „Toate poligoanele regulate cu peste un milion de laturi sunt inscriptibile într-un cerc numai

cu rigla și compasul" va fi judecată ca falsă, deși, dacă nu există astfel de poligoane regulate, această propoziție apare ca adevărată în interpretarea booleană. Astfel de propoziții pot fi judecate ca adevărate sau false pe baza înțelesurilor geometrice, independent de orice supoziție de existență.

Aici s-ar putea ridica obiecția că astfel de propoziții aparțin matematicii, care are de-a face cu un tip special de existență[2]. Dar în acest fel, se poate răspunde, nu se vede de ce n-am putea considera tipuri speciale de existență și pentru alte genuri de entități, cum ar fi personajele mitologice, animalele fabuloase ș.a. Într-adevăr, avem temeiuri puternice pentru a aprecia, de pildă, propozițiile „Unii inorogi sunt plăsmuiri ale imaginației" și „Unii zei ai grecilor antici au slăbiciuni umane" ca fiind adevărate și contradictoriile lor ca fiind false, deși nu există inorogi și, putem concede, nici zei ai grecilor antici. În plus, logicianul tradițional poate arăta că și interpretarea booleană produce unele rezultate bizare în raport cu felul nostru obișnuit de a gândi. În această interpretare, orice propoziție universală în care subiectul logic este un termen vid este cu necesitate adevărată. Astfel, propoziția „Toate cercurile pătrate sunt pisici" este adevărată și la fel este „Nici un cerc pătrat nu este pisică".

La răspunsul logicianului tradițional, după care logica tradițională se poate dispensa de supozițiile de existență, logicianul modern poate replica arătând

---

[2] În privința exemplului de mai sus, se arată că prin împărțirea unui cerc într-un număr de părți egale și unirea punctelor de diviziune se obține un poligon regulat și că prin ducerea tangentelor la cerc în punctele de diviziune se obține un alt poligon regulat circumscris cercului. În acest fel, se conchide că este dovedită existența poligonului regulat cu oricâte laturi.

că, potrivit chiar propriilor sale principii, logica tradițională are nevoie de astfel de supoziții. Pentru a dovedi aceasta, logicianul modern poate aduce în discuție următorul fapt curios. Multă vreme s-a crezut că pentru orice tip de inferență silogistică tradițional validă cu propoziții categorice, inclusiv pentru inferențele imediate, este valabilă o „regulă", conform căreia nici un termen nu poate să apară distribuit în concluzie, dacă nu este distribuit la nivelul premiselor[3]. Există, însă, o excepție, semnalată de logicianul englez John Neville Keynes în lucrarea sa din 1884, *Studies and Exercises in Formal Logic*: în logica tradițională, „Toți *A* sunt *B*, deci unii non-*A* nu sunt *B*" este o formă validă de inferență, deși termenul notat cu „*B*" este distribuit în concluzie și nedistribuit în premisă. Soluția propusă de J. N. Keynes constă în a considera că propoziția de forma „Unii non-*A* nu sunt *B*" nu decurge numai din premisa de forma „Toți *A* sunt *B*", ci din aceasta *plus* o premisă de forma „Nu orice este *B*", în care termenul notat cu „*B*" este distribuit, fiind predicat într-o propoziție negativă. Dar, va adăuga logicianul modern, „Nu orice este *B*" înseamnă același lucru cu „Ceva nu este *B*" și mai departe cu „Ceva este non-*B*" sau „Există non-*B*". Aceasta revine la a spune că propoziția de forma „Unii non-*A* nu sunt *B*" nu decurge doar din premisa de forma „Toți *A* sunt *B*", ci din aceasta plus o premisă de forma „Există non-*B*". Logicianul tradițional ar putea replica arătând că, de fapt, aici este vorba despre următoarea alternativă: ori se reține regula distribuirii termenilor inclusiv pentru inferen-

[3] Surprinzător, această „regulă" apare și în unele expuneri contemporane ale teoriei inferențelor imediate.

ţele imediate şi atunci trebuie acceptată supoziţia de existenţă măcar pentru forma de inferenţă menţionată, ori se acceptă că regula distribuirii termenilor nu funcţionează pentru inferenţe imediate, fiind valabilă exclusiv pentru silogisme. Evident, logicianul tradiţional va opta pentru cea de-a doua variantă.

Pe de altă parte, logicianul modern ar putea spune că propoziţiile care au ca subiect logic termeni precum „tigri vorbitori", „inorogi", „zei ai grecilor antici" etc. nu sunt, de fapt, propoziţii despre tigri vorbitori, inorogi, zei ai grecilor antici etc., ci despre unele enunţuri sau, poate, despre unele idei privitoare la astfel de entităţi. Mai mult, trebuie să acceptăm că în diferite contexte, cuvântul „existenţă" are înţelesuri diferite şi că orice argument dat se raportează la un anumit „univers de discurs", în care cuvintele „existenţă" şi „adevăr" au înţelesuri specifice. Logicianul tradiţional va găsi, probabil, că este vorba despre o complicaţie inutilă. „Existenţă", ar putea susţine el, poate fi tratat ca un termen obişnuit, caz în care seria de paşi 1–4 de mai sus devine:

1′. Nici un cerc pătrat nu este obiect existent (premisă).
2. Este fals că nici un cerc pătrat nu este poligon.
3. Unele cercuri pătrate sunt poligoane.
4′. Unele cercuri pătrate sunt lucruri existente.

Deşi putem accepta ca adevărată propoziţia 1′, logica tradiţională nu consideră drept validă trecerea de la 1′ la 2 şi nici pe cea de la 3 la 4′, deoarece în fiecare dintre aceşti paşi apar prea mulţi termeni, astfel că atât 1′ şi 2, cât şi 3 şi 4′ sunt, respectiv, independente logic. Logica nu se ocupă cu existenţa sau cu

non-existența, ci cu consistența, inconsistența și cu relația de decurgere dintre premise și concluzie, ar putea adăuga logicianul tradițional.

Ce s-ar putea spune, în concluzie, despre aceste argumente pro sau contra uneia sau alteia dintre cele două interpretări și, respectiv, teorii logice care le corespund? După cât se pare, problema nu poate fi pusă în termenii concordanței depline dintre o teorie logică și „intuițiile" noastre privind utilizarea obișnuită a cuvintelor „toți" și „unii". Cele două teorii logice menționate se bazează pe interpretări diferite ale propozițiilor categorice, așa încât fiecare dintre ele surprinde aspecte diferite ale felului în care operăm cu astfel de propoziții. Cu alte cuvinte, fiecare dintre aceste teorii furnizează un *model* (în sensul teoriei modelelor) al felului în care operăm cu propoziții categorice în discursul obișnuit sau în cel științific. Or, după cum arată Solomon Marcus ([1], [2]), un model trebuie să fie suficient de diferit de obiectul modelat, pentru ca modelul să poată fi investigat prin metode care nu pot fi aplicate, cel puțin nu direct, asupra obiectului modelat (ce ne-am face, de pildă, cu o „hartă" care s-ar suprapune „perfect" peste teritoriul cartografiat?), dar un model trebuie să fie și suficient de asemănător cu obiectul modelat, pentru ca rezultatele obținute prin investigarea modelului să fie relevante (semnificative) în raport cu obiectul modelat (o hartă trebuie să semene suficient de mult cu terenul cartografiat, pentru a permite orientarea în teren, aprecierea corectă a distanțelor etc.). Ca atare, pentru unul și același obiect putem avea mai multe modele care să dea seama de aspecte diferite ale obiectului respectiv, fiecare dintre ele fiind inevitabil „mai sărac" decât obiectul mo-

delat. Prin urmare, nu poate fi vorba despre respingerea uneia dintre cele două teorii și adoptarea celeilalte, luând ca reper conformitatea cu discursul obișnuit sau cu cel științific.

Pe de altă parte, chiar dezvoltarea logicii matematice moderne a dat posibilitatea examinării „problemei existenței în silogistică" în lumina unor noi concepte, aspect la care mă voi referi pe scurt în ultima parte a acestui studiu.

După cum se știe, în modelul cuantificațional standard (Brentano), care invalidează toate inferențele silogistice tradițional valide prin care se deduce o concluzie particulară din premise universale, transcrierea celor patru forme de propoziții categorice, *A*, *E*, *I* și *O*, bazată pe interpretarea booleană a acestora, este următoarea:

(A)	Toți F sunt G	$\forall x(Fx \supset Gx)$
(*E*)	Nici un *F* nu este *G*	$\forall x(Fx \supset \sim Gx)$
(*I*)	Unii *F* sunt *G*	$\exists x(Fx \wedge Gx)$
(*O*)	Unii *F* nu sunt *G*	$\exists x(Fx \wedge \sim Gx)$.

În această transcriere, rezultatul „bizar" menționat mai sus, conform căruia orice propoziție universală în care subiectul logic este un termen vid este cu necesitate adevărată, poate fi descris după cum urmează. Dacă într-o formulă de tipul $\varphi \supset \psi$, citită ca „Dacă φ, atunci ψ", „$\supset$" este condiționalul verifuncțional clasic, atunci falsitatea antecedentului, φ, este suficientă pentru adevărul întregului condițional, ceea ce este apreciat uneori ca un „paradox al implicației materiale". Aparența de „paradox" dispare, de îndată ce luăm în considerare faptul că în logica clasică, operatorul „$\supset$" este definit în așa fel încât o for-

mulă $\varphi \supset \psi$ exprimă aceeași funcție de adevăr (este echivalentă logic) cu formula $\sim(\varphi \wedge \sim\psi)$, astfel că aici „Dacă φ, atunci ψ" înseamnă exact „Este fals că deopotrivă (φ și non-ψ)". Ca atare, în transcrierea cuantificațională standard a formelor de propoziții categorice *A*, *E*, *I* și *O*, forma unei propoziții *A*, $\forall x(Fx \supset Gx)$, înseamnă exact „Pentru orice x, este fals că deopotrivă (x este *F* și x nu este *G*)", or, dacă nu există nici un x care să fie *F*, atunci este logic adevărat că pentru orice x, este fals că x este *deopotrivă F și* nu este *G* sau orice altceva. Evident, același tip de analiză se aplică la forma unei propoziții *E*. Prin urmare, tot așa cum definiția verifuncțională clasică a operatorului „$\supset$" nu trebuie să pretindă conformitatea integrală cu felul în care folosim condiționalii indicativi în discursul obișnuit sau în cel științific, nici una sau alta dintre interpretările cuvintelor „toți" și „nici un" într-o teorie logică nu trebuie să fie văzută ca *Interpretarea* acestora.

REFERINȚE BIBLIOGRAFICE

[1] Solomon Marcus, „Aspecte matematice în studiul limbajului", în vol. *Limbaj, logică, filosofie*, Editura Științifică, București, 1968.

[2] Solomon Marcus, „De la propoziție la text", în I. Coteanu și L. Wald (editori), *Semantică și semiotică*, Editura Științifică și Enciclopedică, București, 1981.

O METODĂ DE DECIZIE PENTRU FORMULE PROPOZIȚIONALE CLAUZALE

Metodele de decizie clauzală prin care se determină dacă o formulă propozițională clauzală este sau nu inconsistentă și-au demonstrat importanța dincolo de cadrul strict al logicii matematice, în știința teoretică a computerelor și în domeniul inteligenței artificiale. În acest studiu propun o astfel de metodă, aplicabilă formulelor logicii propoziționale clasice aduse la forma normală conjunctivă (FNC) și evidențiez avantajele acesteia prin comparație cu metoda rezoluției, considerată a fi cea mai eficientă procedură de decizie clauzală. Metoda pe care o propun se bazează pe operația de substituție (succesivă), căreia i se impun anumite restricții. Presupun cunoscut algoritmul de aducere la FNC.

1. FNC și problema deciziei

În cele ce urmează, voi folosi terminologia consacrată în procedurile de decizie clauzală. Astfel, variabilele propoziționale vor fi numite *litere*, literele și negațiile literelor vor fi numite in mod colectiv *literali*, iar disjuncțiile de literali vor fi numite *clauze*. Ca atare, o formulă în FNC apare ca o conjuncție de clauze

$K_1 \wedge \ldots \wedge K_n$ (cu n finit). O astfel de conjuncţie de clauze poate fi privită ca o mulţime de clauze $\{K_1, \ldots, K_n\}$, iar o clauză, de pildă $p \vee \sim q \vee \sim r$, poate fi privită ca o mulţime de literali $\{p, \sim q, \sim r\}$. O clauză alcătuită dintr-un singur literal va fi numită *clauză unitară*. Valorile logice *adevărat* şi *fals* vor fi notate respectiv prin 1 şi 0.

Metoda formelor normale permite să se decidă dacă o formulă adusă la FNC este validă sau nu, folosindu-se proprietatea unei clauze de a fi validă.

Propoziţia 1.1 O clauză K este validă dacă şi numai dacă există cel puţin o literă l, astfel încât $l \in K$ şi $\sim l \in K$.

Demonstraţie. Să presupunem că avem o clauză validă K, dar că nu există nici o literă l, astfel încât $l \in K$ şi $\sim l \in K$. Atunci putem da fiecărei litere care apare cu negaţie valoarea 1 şi fiecărei litere care apare fără negaţie valoarea 0. Dar în această interpretare, $v(K) = 0$, ceea ce contrazice ipoteza. Reciproc, fie o clauză K şi o literă l, astfel încât $l \in K$ şi $\sim l \in K$. Atunci, în orice interpretare vom avea sau $v(l) = 1$ şi $v(\sim l) = 0$, sau $v(l) = 0$ şi $v(\sim l) = 1$; întrucât, în orice interpretare, în clauza K apare un literal a cărui valoare este 1, K este validă, conform definiţiei disjuncţiei.

Următoarea propoziţie exprimă criteriul de decizie pentru formule aduse la FNC:

Propoziţia 1.2 Fie φ o formula in FNC. φ este validă dacă şi numai dacă toate clauzele sale sunt valide.

Demonstrație. Formula φ este de forma $K_1 \wedge \ldots \wedge K_n$. Dacă φ este validă atunci, conform definiției conjuncției, în orice interpretare avem $v(K_i) = 1$ pentru orice i, $1 \leq i \leq n$, deci toate clauzele formulei sunt valide. Reciproc, dacă în orice interpretare avem $v(K_i) = 1$ pentru orice i, $1 \leq i \leq n$, atunci, conform definiției conjuncției, în orice interpretare avem $v(K_1 \wedge \ldots \wedge K_n) = 1$, deci formula φ este validă.

. **Observația 1.1** Fie φ o formulă care nu satisface criteriul de decizie exprimat de Propoziția 1.2 și K o clauză validă a formulei φ. Fie $\varphi - \{K\}$ formula obținută prin eliminarea lui K din formula φ. Aplicând legea $\psi \wedge 1 \equiv \psi$, rezultă că φ este echivalentă logic cu $\varphi - \{K\}$, ceea ce justifică eliminarea clauzelor valide din formulele care le conțin.

2. Substituția în logica propozițională

Definiția 2.1 Fie o formulă φ oarecare ce conține litera l, $\varphi[l]$, și fie ψ o formulă oarecare. Se numește *substituție* operația de înlocuire a literei l în toate intrările sale în formula φ cu formula ψ.

· Vom nota indicația de substituire a unei litere l cu o formulă ψ prin „l/ψ". Rezultatul aplicării acestei operații la formula φ $[l]$ va fi notat prin „$\varphi[l/\psi]$"[1].

[1] Precizez că metoda pe care o propun aici se bazează pe înlocuiri *succesive* ale unei litere într-o formulă dată și nu pe înlocuirea *simultană* a două sau mai multe litere într-o formulă dată, operație numită *substituție compusă* ([3]) sau *substituție simultană* ([4]).

Operația de substituție astfel definită conservă atât validitatea, cât și inconsistența, ceea ce se poate arăta demonstrând următoarea propoziție:

Propoziția 2.1 (a) Dacă formula $\varphi[l]$ este validă, atunci formula $\varphi[l/\psi]$ este validă. (b) Dacă formula $\varphi[l]$ este inconsistentă, atunci formula $\varphi[l/\psi]$ este inconsistentă.

Demonstrație. Demonstrăm numai 2.1 (a), demonstrația pentru 2.1 (b) fiind apoi evidentă. Dacă formula $\varphi[l]$ este validă, atunci aceasta ia valoarea 1 atât pentru $v(l) = 1$, cât și pentru $v(l) = 0$; prin urmare, $v(\varphi[1]) = 1$ și $v(\varphi[0]) = 1$. În orice interpretare, în calculul valorii formulei $\varphi[l/\psi]$, valoarea pe care o ia litera l se înlocuiește cu valoarea calculată pentru formula ψ. Să presupunem că există o interpretare în care $v(\varphi[l/\psi]) = 0$. Dacă în această interpretare avem $v(\psi) = 1$, atunci $v(\varphi[1]) = 0$, ceea ce contrazice ipoteza. Dacă $v(\psi) = 0$, atunci $v(\varphi[0]) = 0$, ceea ce, de asemenea, contrazice ipoteza. Deci, dacă formula $\varphi[l]$ este validă, atunci nu există nici o interpretare în care $v(\varphi[l/\psi]) = 0$, prin urmare formula $\varphi[l/\psi]$ este validă.

Observația 2.1 Propoziția 2.1 nu este valabilă cu „dacă și numai dacă" în loc de „dacă ..., atunci ...". Este ușor de văzut, de pildă, că formula validă $p \vee \sim p$ se poate obține din formula contingentă $p \vee q$, prin substituția $q/\sim p$. Altfel spus, substituția „clasică" nu conservă contingența, astfel că reciproca Propoziției 2.1 nu are loc în general. Voi arăta că operația pe care am numit-o *substituție de decizie* conservă și contin-

gența, ceea ce este esențial pentru utilizarea acesteia într-o metodă de decizie.

3. Substituția de decizie. Definiție și proprietăți

În continuare, vom considera, atunci când nu se specifică altfel, numai formule în FNC care nu sunt valide și din care au fost eliminate clauzele valide (dacă este cazul).

Definiția 3.1 Fie φ o formulă în FNC. O litera l se numește *substituibilă în formula* φ, dacă există cel puțin două clauze, unitare sau nu, $K_a \in \varphi$ și $K_b \in \varphi$, astfel încât $l \in K_a$ și $\neg l \in K_b$.

Următoarea propoziție arată că o condiție necesară pentru ca o formulă în FNC să fie inconsistentă este ca în formula respectivă să apară cel puțin o literă substituibilă.

Propoziția 3.1 Fie φ o formulă în FNC. Dacă formula φ este inconsistentă, atunci în formula φ apare cel puțin o literă substituibilă.

Demonstrație. Să presupunem că formula φ este inconsistentă, dar nu conține nici o literă substituibilă. Atunci putem da valoarea 0 fiecărei litere care apare cu negație și valoarea 1 fiecărei litere care apare fără negație. În această interpretare, fiecare clauză va lua valoarea 1, iar întreaga formulă va lua, de asemenea, valoarea 1, deci formula φ nu este inconsistentă, ceea ce contrazice ipoteza.

Observația 3.1 Reciproca Propoziției 3.1 nu este, în general, valabilă. De pildă, în formula $(\sim p \vee q) \wedge p$ apare litera substituibilă p, dar formula este contingentă. În virtutea rezultatului stabilit în Propoziția 3.1, dacă într-o formulă φ în FNC nu apare nici o literă substituibilă (și φ nu este validă, după cum am presupus), atunci formula φ este contingentă. De asemenea, din Propoziția 3.1 rezulta imediat că, dacă o formulă este alcătuită dintr-o singura clauză, unitară sau nu (am presupus că se elimină clauzele valide), atunci formula respectivă este contingentă.

Observația 3.2 Fie φ o formulă în FNC și l o literă substituibilă în formula φ. Dacă există două clauze unitare în formula φ, alcătuite respectiv din literali l si $\sim l$, atunci, conform legii $\psi \wedge 0 \equiv 0$, formula φ este inconsistentă, deoarece conjuncția $l \wedge \sim l$ este falsă în orice interpretare. În continuare, vom presupune că formulele pe care le analizăm nu se află inițial în acest caz.

Definiția 3.2 Fie K o clauză neunitară și λ un literal, astfel încât $\lambda \in K$. Se numește *reziduul clauzei K relativ la literalul* λ clauza $K' = K - \{\lambda\}$, „$K - \{\lambda\}$" denotând clauza K din care a fost eliminat literalul λ.

Pentru a evidenția reziduul unei clauze K relativ la un literal λ, se poate scrie $K = \lambda \vee K'$.

Următoarea definiție introduce operația pe care o numesc *substituție de decizie*, pe scurt, *d-substituție*:

Definiția 3.3 Fie φ o formulă în FNC care conține o clauză unitară K_u și l o literă substituibilă în formula φ, astfel încât sau $K_u = l$, sau $K_u = \sim l$. Se numește *sub-*

stituție de decizie (*d-substituție*) operația de înlocuire a literei l în toate intrările sale în formula φ cu reziduul unei clauze oarecare a formulei φ relativ la literalul $\sim l$, atunci când $K_u = l$ sau cu negația reziduului unei clauze oarecare a formulei φ relativ la literalul l, atunci când $K_u = \sim l$. Formula obținută prin efectuarea unei d-substituții in formula φ va fi notată prin φ^*.

În cele ce urmează, pentru simplificare, în scrierea unei formule în FNC vom omite semnul disjuncției și vom considera că negația, în cazul în care nu se deschide o paranteză, afectează numai litera în fața căreia apare. De asemenea, acolo unde este cazul, vom aplica tacit eliminarea dublelor negații.

Exemplul 3.1 Fie $\varphi = \sim pqr \wedge sqt \wedge \sim p \sim r \wedge s \sim u \wedge p \wedge \sim s \wedge q$. Conform Definiției 3.1, literele p, r și s sunt substituibile în formula φ. Se observă că litera r nu apare, cu sau fără negație, într-o clauza unitară. Prin urmare, conform Definiției 3.3, putem efectua una dintre următoarele d-substituții: p/qr, $p/\sim r$, $s/\sim(qt)$, s/u.

Fie φ o formulă în FNC și l o literă substituibilă în φ. Notăm prin φ_l^+ mulțimea clauzelor formulei φ care conțin literalul l, prin φ_l^- mulțimea clauzelor formulei φ care conțin literalul $\sim l$ și prin φ_l^0 mulțimea clauzelor formulei φ care nu conțin nici literalul l, nici literalul $\sim l$. Evident, $\varphi = \varphi_l^+ \cup \varphi_l^- \cup \varphi_l^0$, unde φ_l^0 poate fi vidă.

Propoziția 3.2 Dacă φ^* este o formulă obținută prin efectuarea unei d-substituții în formula φ, atunci

φ^* este consecinţă logică a formulei φ, în simboluri: $\varphi \models \varphi^*$.

Demonstraţie. Trebuie să arătăm că în orice interpretare în care $v(\varphi) = 1$, avem $v(\varphi^*) = 1$. Fie l o literă substituibilă în φ, K_u o clauză unitară a formulei φ, astfel încât sau $K_u = l$, sau $K_u = \sim l$ şi fie I o interpretare oarecare, în care $v(\varphi) = 1$.

CAZUL 1: $K_u = l$. În acest caz, conform definiţiei conjuncţiei, $v(l) = 1$. Cum $v(\sim l) = 0$, iar pentru toate clauzele $K \in \varphi_l^-$, $v(K) = 1$, potrivit definiţiei disjuncţiei urmează că $v(K - \{\sim l\}) = 1$. Fie K_i o clauză oarecare, $K_i \in \varphi_l^-$. Potrivit Definiţiei 3.3, efectuăm d-substituţia l/K_i', unde $K_i' = K_i - \{\sim l\}$. Fiecare clauză care a aparţinut mulţimii φ_l^+ se transformă într-o disjuncţie în care un membru este K_i'; conform definiţiei disjuncţiei, valoarea fiecăreia dintre aceste formule va fi 1 în interpretarea I. Fiecare clauză care a aparţinut mulţimii φ_l^- se transformă într-o disjuncţie care, conţinând membrul $K_i - \{\sim l\}$, va lua valoarea 1 în I, conform definiţiei disjuncţiei.

CAZUL 2: $K_u = \sim l$. În acest caz, $v(l) = 0$, iar $v(K - \{l\}) = 1$ pentru orice clauză $K \in \varphi_l^+$. Fie K_i o clauză oarecare, $K_i \in \varphi_l^+$. Potrivit Definiţiei 3.3, efectuăm d-substituţia $l/\sim K_i'$, unde $K_i' = K_i - \{l\}$. Fiecare clauză care a aparţinut mulţimii φ_l^- se transformă într-o disjuncţie care are valoarea 1 în I, întrucât conţine un membru care este K_i'. Fiecare clauză care a aparţinut mulţimii φ_l^+ se transformă într-o disjuncţie care ia valoarea 1 în I, întrucât conţine un membru $K - \{l\}$.

I fiind o interpretare oarecare, iar φ_l^0 având valoarea 1 in I prin ipoteză, rezultă, conform definiţiei conjuncţiei, că în orice interpretare în care $v(\varphi) = 1$, avem $v(\varphi^*) = 1$.

Exemplul 3.2 Fie φ formula

$$\varphi_0 = \sim p \wedge pqr \wedge pqrs \wedge \sim p \sim r \wedge qr \wedge p \sim s.$$

Efectuăm una dintre d-substituțiile permise de Definiția 3.3, să zicem $p/\sim(qr)$ și obținem formula

$$\varphi_1 = qr \wedge \sim(qr)qr \wedge \sim(qr)qrs \wedge qr \sim r \wedge qr \wedge \sim(qr) \sim s.$$

Eliminând formulele valide $\sim(qr)qr$, $\sim(qr)qrs$ și $qr \sim r$ obținem $qr \wedge qr \wedge \sim(qr) \sim s$, de unde, prin idempotența conjuncției și De Morgan, se obține $qr \wedge (\sim q \wedge \sim r) \sim s$. În fine, prin distribuția disjuncției față de conjuncție, φ_1 devine $qr \wedge \sim s \sim q \wedge \sim s \sim r$. În virtutea rezultatului stabilit în Propoziția 3.2, $\varphi_0 \models \varphi_1$.

Vom folosi mai departe acest exemplu pentru a ilustra modul în care se poate aplica d-substituția în formule precum $qr \wedge \sim s \sim q \wedge \sim s \sim r$, în care, deși apar litere substituibile (în cazul nostru q și r), nu apare nici o clauză unitară alcătuită dintr-o literă substituibilă, cu negație sau fără negație. Mai întâi, alegem una dintre literele substituibile în φ_1, să zicem q. În virtutea legii

$$((\varphi \wedge \psi) \vee (\varphi \wedge \sim \psi)) \equiv \varphi,$$

cu $\varphi = \varphi_1$ și $\psi = q$, obținem formula

$$(qr \wedge \sim s \sim q \wedge \sim s \sim r \wedge q)(qr \wedge \sim s \sim q \wedge \sim s \sim r \wedge \sim q),$$

care este echivalentă logic cu φ_1. Vom folosi denumirea de *l-introducere* pentru o transformare de acest tip. Acum putem aplica d-substituția în fiecare membru

conjunctiv[2] al ultimei formule. Astfel, în primul membru conjunctiv efectuăm $q/{\sim}s$, iar în cel de-al doilea membru conjunctiv efectuăm $q/{\sim}r$ şi obţinem formula

$$({\sim}sr \wedge {\sim}ss \wedge {\sim}s{\sim}r \wedge {\sim}s)({\sim}rr \wedge {\sim}sr \wedge {\sim}s{\sim}r \wedge r).$$

Eliminând clauzele tautologice ${\sim}ss$, respectiv ${\sim}rr$, obţinem formula

$$\varphi_2 = ({\sim}sr \wedge {\sim}s{\sim}r \wedge {\sim}s)({\sim}sr \wedge {\sim}s{\sim}r \wedge r).$$

Să arătăm că $\varphi_1 \models \varphi_2$. Fie I o interpretare oarecare, în care $v(\varphi_1) = 1$. În I avem $v((\varphi_1 \wedge q) \vee (\varphi_1 \wedge {\sim}q)) = 1$. Dacă $v(\varphi_1 \wedge q) = 1$, atunci, conform Propoziţiei 3.2, $v(\varphi_1 \wedge q)^* = 1$ şi deci $v(\varphi_2) = 1$. Dacă $v(\varphi_1 \wedge {\sim}q) = 1$, atunci, $v(\varphi_1 \wedge {\sim}q)^* = 1$ şi deci $v(\varphi_2) = 1$. Cazul $v(\varphi_1 \wedge q) = v(\varphi_1 \wedge {\sim}q)) = 1$ este exclus, deoarece ar presupune $v(q) = v({\sim}q) = 1$ în aceeaşi interpretare, ceea ce este clasic absurd.

În primul membru conjunctiv al formulei φ_2 apare litera substituibilă r, dar nu şi o clauză unitară alcătuită din r sau ${\sim}r$. Operând l-introducerea literei substituibile r în acest membru conjunctiv, producem formula

$$({\sim}sr \wedge {\sim}s{\sim}r \wedge {\sim}s \wedge r)({\sim}sr \wedge {\sim}s{\sim}r \wedge {\sim}s \wedge {\sim}r)({\sim}sr \wedge {\sim}s{\sim}r \wedge r),$$

care este echivalentă logic cu φ_2. Operând în cei trei membri conjunctivi ai acestei formule, respectiv, d-substituţiile $r/{\sim}s$, r/s şi $r/{\sim}s$, rezultă formula

[2] Considerăm cazul general, în care formula are un număr de membri conjunctivi mai mare sau egal cu unu.

$$(\sim s \sim s \wedge \sim ss \wedge \sim s \wedge \sim s)(\sim ss \wedge \sim s \sim s \wedge \sim s \wedge \sim s)(\sim s \sim s \wedge \sim ss \wedge \sim s),$$

care, prin transformări logic-echivalente devine $\sim s \sim s \sim s$, ceea ce, de asemenea, se reduce la

$$\varphi_3 = \sim s$$

Pe baza rezultatului stabilit în propoziția 3.2 și a celor de mai sus, se poate arata că $\varphi_2 \models \varphi_3$.

4. Decizia cu ajutorul *d*-substituției

Rezultatele expuse în această secțiune justifică utilizarea *d*-substituției într-o metodă de decizie.

Lema 4.1 Fie $\varphi_1, \ldots, \varphi_m$ formule oarecare. Dacă $\varphi_1 \models \varphi_2$ și $\varphi_2 \models \varphi_3$ și ... și $\varphi_{m-1} \models \varphi_m$, atunci $\varphi_1 \models \varphi_m$.

Demonstrație. Considerăm tabelele de adevăr ale celor m formule, care au în intrare toate literele distincte ale acestor formule. Demonstram prin inducție după lungimea secvenței. Pentru m =3, trebuie arătat că dacă $\varphi_1 \models \varphi_2$ și $\varphi_2 \models \varphi_3$, atunci $\varphi_1 \models \varphi_3$. Conform ipotezei, $v(\varphi_2) = 1$ cel puțin în acele interpretări în care $v(\varphi_1) = 1$, iar $v(\varphi_3) = 1$ cel puțin în acele interpretări în care $v(\varphi_2) = 1$. Prin urmare, $v(\varphi_3) = 1$ inclusiv în interpretările în care $v(\varphi_1) = 1$, deci $\varphi_1 \models \varphi_3$. Presupunem că lema este valabilă pentru un număr de i formule, $i < m$, deci că dacă $\varphi_1 \models \varphi_2$ și ... și $\varphi_{i-1} \models \varphi_i$, atunci $\varphi_1 \models \varphi_i$. Dacă $\varphi_i \models \varphi_{i+1}$, atunci, în virtutea demonstrației pentru cazul m =3, rezultă $\varphi_1 \models \varphi_{i+1}$.

Lema este valabilă pentru cazul $m = 3$ şi dacă are loc pentru un caz oarecare, atunci are loc pentru cazul imediat următor, deci are loc pentru toate cazurile.

Definiţia 4.1 Fie φ o formulă în FNC. Se numeşte *derivare pornind de la formula* φ, un şir finit de formule $\varphi_0, \ldots, \varphi_n$, în care $\varphi_0 = \varphi$ şi pentru orice i, $1 \leq i \leq n$, φ_i este obţinută sau prin d-substituţie în φ_{i-1}, sau prin d-substituţie într-o formulă obţinută prin l-introducere în φ_{i-1}, operaţii însoţite, eventual, de transformări logic-echivalente.

De pildă, în Exemplul 3.2, şirul $\varphi_0, \varphi_1, \varphi_2, \varphi_3$ este o derivare pornind de la formula iniţială.

Propoziţia 4.1 Fie φ o formulă în FNC. Dacă $\varphi_0, \ldots, \varphi_n$ este o derivare pornind de la formula φ, atunci, pentru orice i, $1 \leq i \leq n$, are loc $\varphi_0 \models \varphi_i$.

Demonstraţie. Pentru orice i, $1 \leq i \leq n$, are loc $\varphi_{i-1} \models \varphi_i$ (vezi Exemplul 2). Urmează de aici, conform Lemei 4.1, că $\varphi_0 \models \varphi_i$.

Propoziţia 4.2 Fie φ o formulă în FNC şi $\varphi_0, \ldots, \varphi_n$ o derivare pornind de la formula φ. Formula φ este inconsistentă dacă şi numai dacă pentru orice i, $1 \leq i \leq n$, formula φ_i este inconsistentă.

Demonstraţie. Dacă φ este inconsistentă, atunci, în virtutea rezultatului stabilit în Propoziţia 2.1(b), urmează că, pentru orice i, $1 \leq i \leq n$, φ_i este inconsistentă (orice transformare aplicată eventual unei formule fiind logic-echivalentă). Reciproc, pentru orice i, $1 \leq i \leq n$, *să presupunem că* φ_i *este o formulă incon-*

sistentă, dar că φ este consistentă, deci că există cel puţin o interpretare I, în care $v(\varphi_0) = 1$. Atunci, pe baza rezultatului stabilit în Propoziţia 4.1, $v(\varphi_i) = 1$, ceea ce contrazice ipoteza. Deci, dacă pentru orice i, $1 \leq i \leq n$, φ_i este inconsistentă, atunci φ este inconsistentă.

Definiţia 4.2 Fie φ o formulă în FNC şi $\varphi_0, \ldots, \varphi_n$ o derivare pornind de la formula φ. Dacă în fiecare membru conjunctiv al formulei φ_n există K_a şi K_b clauze unitare şi o literă l, astfel încât $l \in K_a$ şi $\sim l \in K_b$, atunci şirul $\varphi_0, \ldots, \varphi_n$ se numeşte *respingere prin d-substituţie pentru formula* φ.

Următoarea propoziţie exprimă criteriul fundamental de decizie pe baza d-substituţiei.

Propoziţia 4.3 Fie φ o formulă în FNC. Formula φ este inconsistentă dacă şi numai dacă există o respingere prin d-substituţie pentru formula φ.

Demonstraţie. Dacă există o respingere prin d-substituţie pentru formula φ, atunci formula φ_n a acestei respingeri este inconsistentă (Observaţia 3.2). Conform Propoziţiei 4.2, urmează că şi formula φ este inconsistentă. Reciproc, fie formula φ inconsistentă. Considerăm şirul de formule (φ_k), $k \geq 0$, definite după cum urmează: $\varphi_0 = \varphi$ şi pentru fiecare $k \geq i$, φ_k este obţinută prin d-substituţie în φ_{k-1} sau prin d-substituţie într-o formulă obţinută prin l-introducere în φ_{k-1}. Evident, şirul (φ_k) este o derivare prin d-substituţie pentru formula φ. Dacă formula φ_0 este inconsistentă, atunci, în virtutea rezultatului stabilit în Propoziţia 4.2, rezultă că pentru fiecare $k \geq i$, φ_k este inconsisten-

tă. Fiecare membru conjunctiv al formulei φ_k fiind inconsistent, conform definiţiei disjuncţiei, conţine cel puţin o literă substituibilă (Propoziţia 3.1). Din Definiţia 3.3, rezultă că prin aplicarea unei *d*-substituţii într-o formulă în FNC se obţine o formulă care conţine cu o literă substituibilă mai puţin decât formula din care a provenit. Să presupunem că, producând şirul φ_k, am obţinut o formulă φ_i cu h membri conjunctivi, $h \geq i$, astfel încât în fiecare membru conjunctiv există numai o literă substituibilă, fară ca şirul $\varphi_0, \ldots, \varphi_{i-1}$ să fie o respingere prin *d*-substituţie pentru formula φ. Dacă există o singură literă substituibilă, l, într-o formulă oarecare în FNC, atunci formula respectivă se poate afla într-unul dintre următoarele cazuri:

(1) Nici unul dintre literalii l, $\sim l$ nu apare într-o clauză unitară a formulei.

(2) În formulă există o singură clauză unitară care conţine sau literalul l sau literalul $\sim l$.

(3) În formulă apar două clauze unitare, K_a şi K_b, astfel încât $l \in K_a$ şi $\sim l \in K_b$. Dacă în formula φ_i există cel puţin un membru conjunctiv care se află într-unul din primele două cazuri, atunci prin l-introducere urmată de *d*-substituţie (cazul (1)), respectiv doar prin *d*-substituţie (cazul (2)), se obţine o formulă φ_{i+1} consistentă, deoarece conţine cel puţin un membru conjunctiv care, conform Propoziţiei 3.1, este consistent. Dar aceasta contrazice ipoteza. Prin urmare, fiecare membru conjunctiv al formulei φ_i se află in cazul (3), singurul compatibil cu ipoteza. În acest caz, şirul $\varphi_0, \ldots, \varphi_i$ este o respingere prin *d*-substituţie pentru formula φ.

În continuare, voi expune numai paşii specifici ai procedeului de decizie bazat pe *d*-substituţie:

Input: o formulă cu h membri conjunctivi, $h \geq 1$ (evident, inițial $h = 1$).

Output: „INCONSISTENTĂ" sau „CONTINGENTĂ".

Pasul 1 Dacă în fiecare membru conjunctiv al formulei există cel puțin o literă substituibilă, atunci treci la Pasul 2; dacă nu, atunci formula este CONTINGENTĂ.

Pasul 2 Dacă în fiecare membru conjunctiv al formulei există o clauză unitară alcătuită dintr-o literă substituibilă cu negație sau fără negație, atunci treci la Pasul 4; dacă nu, atunci treci la Pasul 3.

Pasul 3 Operează o *l*-introducere în membrul conjunctiv care nu conține o clauză unitară alcătuită dintr-o literă substituibilă cu negație sau fără negație și treci la Pasul 4.

Pasul 4 Operează *d*-substituțiile corespunzătoare (și simplificările necesare) și treci la Pasul 5.

Pasul 5 Dacă în fiecare membru conjunctiv al formulei obținute în Pasul 4 există K_a și K_b clauze unitare și o literă l, astfel încât $l \in K_a$ și $\sim l \in K_b$, atunci formula inițială este INCONSISTENTĂ; dacă nu, atunci treci la Pasul 1.

5. Exemple și observații finale

Procedeul *d*-substituției face parte din clasa metodelor de decizie clauzală. De aceea, pentru a prezenta avantajele acestui procedeu, îl voi compara cu ceea ce se consideră a fi cel mai eficient procedeu de decizie clauzală: *metoda rezoluției*[3].

[3] Cititorul mai puțin familiarizat cu metoda rezoluției poate consulta [1] sau [2].

Mai întâi, următoarea metateoremă, a cărei demonstrație este evidentă, arată că procedeul *d*-substituției rezolvă aceeași clasă de probleme cu metoda rezoluției, ceea ce o face aplicabilă la ceea ce se numește *demonstrarea automată de teoreme.*

Metateorema 5.1 Fie φ o formulă în FNC. Există o respingere prin *d*-substituție pentru φ dacă și numai dacă există o respingere prin rezoluție pentru φ.

Cu toate acestea, procedeul *d*-substituției are unele avantaje față de metoda rezoluției. Unul dintre acestea este exprimat de următoarea metateoremă:

Metateorema 5.2 Procedeul *d*-substituției are caracter finit.

Demonstrație. Din Propoziția 4.3 rezultă că dacă formula dată inițial este inconsistentă, atunci numărul de pași necesari pentru a obține o respingere prin *d*-substituție pentru formula respectivă este finit. Dacă formula inițială este contingentă, atunci sau această formulă nu conține litere substituibile și, în virtutea rezultatului stabilit în Propoziția 3.1, procesul de decizie se încheie sau formula conține cel puțin o literă substituibilă. În acest al doilea caz, întrucât efectuarea unei *D*-substituții se soldează cu dispariția unei litere substituibile, iar numărul de litere substituibile al formulei inițiale este finit, rezultă că, după un numar finit de etape vor fi eliminate toate literele substituibile și, potrivit Propoziției 3.1, procesul de decizie se încheie aici. (Să notăm și că, în virtutea definiției disjuncției, formula inițială va fi declarată contingentă dacă într-o derivare pornind de

la acea formulă se obţine o formulă cu cel puţin un membru conjunctiv contingent şi va fi declarată inconsistenta dacă toţi membrii conjunctivi obţinuţi la un moment dat conţin câte două clauze unitare alcătuite, respectiv, dintr-un literal şi negaţia acestuia. În Exemplul 3.2, se observă că formula φ dată iniţial este contingentă).

Metateorema 2 arată că procedeul d-substituţiei este concluziv inclusiv în cazul formulelor contingente. Din următorul exemplu este uşor de văzut că metoda rezoluţiei nu are întotdeauna această proprietate.

Exemplul 5.1 Fie $\varphi = p \wedge \sim pq \wedge p \sim q$. Pentru a decide prin d-substituţie asupra acestei formule, efectuăm p/q şi obţinem $\varphi_1 = q \wedge \sim qq \wedge q \sim q$, echivalentă logic cu q, deci φ este contingentă. Aplicată la aceeaşi formulă, metoda rezoluţiei ciclează:

$$K_1 = \{p\},\ K_2 = \{\sim p, q\},\ K_3 = \{p, \sim q\}$$

$$K_4 = rez_p(K_1, K_2) = \{q\}$$
$$K_5 = rez_q(K_3, K_4) = \{p\}$$
$$K_6 = rez_p(K_2, K_5) = \{q\}$$
$$K_7 = rez_q(K_3, K_6) = \{p\}$$
$$\ldots\ldots\ldots\ldots\ldots\ldots$$

În plus, după cum se ştie, aplicarea directă a metodei rezoluţiei în cazul formulelor inconsistente poate genera mai multe clauze decât este necesar pentru a obţine clauza vidă. De aceea, metoda rezoluţiei este însoţită de o serie de strategii care accelerează ajungerea la rezultat. Prin contrast, procedeul d-substitu-

ţiei cere, dacă este cazul, o singură strategie, prin care se accelerează dispariţia literelor substituibile şi astfel se minimizează numărul de paşi ai calculului: alege pentru d-substituţie (sau l-introducere) litera substituibilă care are cele mai multe apariţii în formula respectivă.

După cum arată următorul exemplu, chiar şi în cazul în care metoda rezoluţiei este însoţită de o strategie, de pildă cea care impune ca, în procesul de rezoluţie, una dintre clauze să aparţină mulţimii iniţiale de clauze, procedeul d-substituţiei este mai eficient.

Exemplul 5.2 Fie $\varphi = p \wedge \sim pq \wedge p\sim q \wedge \sim p\sim q$. Pentru a decide prin metoda rezoluţiei asupra formulei φ, procedăm după cum urmează:

$$K_1 = \{p\},\ K_2 = \{\sim p, q\},\ K_3 = \{p, \sim q\},\ K_4 = \{\sim p, \sim q\}$$

$$\begin{aligned} K_5 &= res_p(K_2, K_3) = \{q, \sim q\} \\ K_6 &= res_q(K_4, K_5) = \{\sim p, \sim q\} \\ K_7 &= res_p(K_1, K_6) = \{\sim q\} \\ K_8 &= res_q(K_2, K_7) = \{\sim p\} \\ K_9 &= res_p(K_1, K_8) = \varnothing \end{aligned}$$

Întrucât am obţinut clauza vidă φ este inconsistentă.

Aplicând procedeul d-substituţiei la formula φ, efectuăm p/q şi obţinem formula $\varphi_1 = q \wedge \sim qq \wedge q\sim q \wedge \sim q\sim q$, echivalentă logic cu $q \wedge \sim q$. Întrucât am obţinut o respingere prin d-substituţie pentru φ, φ este inconsistentă.

Pe de altă parte, într-o analiză de complexitate a procedeului d-rezoluţiei trebuie să se ţină cont de

faptul că, după cum am arătat în Exemplul 3.2, în cazul formulelor în FNC în care, deşi apar litere substituibile nu apare nici o clauză unitară alcătuită dintr-o literă substituibilă, cu negaţie sau fără negaţie, formula curentă se înlocuieşte cu două formule, fiecare dintre acestea având o clauză unitară suplimentară faţă de formula curentă.

REFERINŢE BIBLIOGRAFICE

[1] Chang, C-L. şi Lee, R. C-T., *Symbolic Logic and Mechanical Theorem Proving*, New York: Academic Press, 1973.

[2] Hedman, S., *A First Course in Logic. An Introduction to Model Theory, Proof Theory, Computability and Complexity*, Oxford Univerity Press, 2004.

[3] Novikov, P. S., *Elemente de logică matematică*, Editura Ştiinţifică, Bucureşti, 1966.

[4] Tîrnoveanu, M., *Elemente de logică matematică*, Editura Didactică şi Pedagogică, Bucureşti, 1964.

O MODELARE DEDUCTIV-NATURALĂ A SILOGISTICII CATEGORICE ŞI CVASI-CATEGORICE

După cum arăta Petre Botezatu [1], procedeul demonstrativ al *deducţiei naturale* s-a impus ca un curent din ce în ce mai seducător în expunerea sistemelor deductive, datorită, în principal, similitudinilor dintre acest procedeu formal şi modalităţile curente de raţionare. Silogistica a beneficiat de o serie de tentative de formalizare prin intermediul deducţiei naturale, pe care, în lucrarea menţionată, Botezatu le clasifică în „modele sintactic-naturale" şi „modele semantic-naturale".

În cele ce urmează, propun un model deductiv-natural pentru silogistica propoziţiilor categorice şi cvasi-categorice (propoziţii în care apar cuantorii „cei mai mulţi" şi „cel puţin jumătate din") de tip sintactic-natural, i.e. un model în care contează numai aspectul demonstrativ al fundamentării pe reguli de deducţie. În prima secţiune, fără a avea pretenţii de originalitate, expun un model deductiv complet faţă de mulţimea silogismelor tradiţional valide, contribuţia mea fiind aceea că modelul este complet şi faţă de silogismele în care cel puţin un termen apare cu şi fără negaţie şi este aplicabil inclusiv la silogismele în care cel puţin una dintre propoziţiile componente este precedată de negaţie. În cea de-a doua

secţiune, pornind de la o abordare a lui Nicholas Rescher, schiţez o teorie a propoziţiilor cvasi-categorice, iar în secţiunea a treia extind modelul la silogismele în care apar astfel de propoziţii. Consider cunoscute conceptele de bază ale silogisticii tradiţionale.

1. Un model deductiv-natural pentru silogismele cu propoziţii categorice

Fie *a*, *b*, *c*, ... simboluri pentru termeni oarecare, cu sau fără negaţie. Formulele silogistice de bază sunt:

Aab (corespunzătoare formei „Toţi *a* sunt *b*")

Eab (corespunzătoare formei „Nici un *a* nu este *b*")

Iab (corespunzătoare formei „Unii *a* sunt *b*")

Oab (corespunzătoare formei „Unii *a* nu sunt *b*").

În expunerea regulilor de deducţie naturală voi folosi „$X \Rightarrow Y$" ca o prescurtare pentru „din X se poate deduce Y" şi „$X \Leftrightarrow Y$" pentru „din X se poate deduce Y şi reciproc".

Regulile primitive de deducţie pentru silogistica propoziţiilor categorice sunt următoarele:

Regulile subalternării (sb):

$Aab \Rightarrow Iab$

$Eab \Rightarrow Oab$

Regulile contradicției (ctd):

$Aab \Leftrightarrow \sim Oab$ $\quad$ $Iab \Leftrightarrow \sim Eab$

$Oab \Leftrightarrow \sim Aab$ $\quad$ $Eab \Leftrightarrow \sim Iab$

Regulile conversiunii (cv):

$Eab \Leftrightarrow Eba$

$Iab \Leftrightarrow Iba$

Regulile obversiunii (ob):

$Aa\underline{b} \Leftrightarrow Ea\bar{b}$ $\quad$ $Eab \Leftrightarrow Aa\bar{b}$

$Ia\underline{b} \Leftrightarrow Oa\bar{b}$ $\quad$ $Oab \Leftrightarrow Ia\bar{b}$

Regula *Barbara*:

$Acb, Aac \Rightarrow Aab$

Regula *Darii*:

$Acb, Iac \Rightarrow Iab.$

La aceste reguli primitive adăugăm următorul grup de reguli derivate:

Regulile contrapoziției totale (cpt):

$Aab \Leftrightarrow A\bar{b}\bar{a}$

$Oab \Leftrightarrow O\bar{b}\bar{a}$.

În aplicarea regulilor obversiunii şi contrapoziţiei totale vom folosi tacit regula eliminării dublei negaţii de pe termeni ori de câte ori este cazul.

Pentru ilustrare, fiecare dintre următoarele serii de paşi este o deducţie a modului *Cesare* (*Ebc*, *Aac*: *Eab*) :

1. *Ebc*	Premisă	1. *Aac*	Premisă
2. *Ecb*	1, cv	2. *Aca*	1, cpt
3. *Acb*	2, ob	3. *Ebc*	Premisă
4. *Aac*	Premisă	4. *Abc*	3, ob
5. *Aab*	3,4, *Barbara*	5. *Aba*	2, 4, *Barbara*
6. *Eab*	5, ob	6. *Eba*	5, ob
		7. *Eab*	6, cv.

Lista de reguli de deducţie de mai sus este completă faţă de mulţimea silogismelor tradiţional valide. Aceasta se poate demonstra arătând că pentru fiecare dintre cele 24 de moduri valide ale celor patru figuri silogistice, forma concluziei poate fi obţinută din formele premiselor printr-o deducţie în care fiecare pas este justificat de reguli din listă. Modelul este complet inclusiv faţă de silogismele în care cel puţin un termen apare cu şi fără negaţie[1]. Pe de altă parte, prin reducere la absurd, este uşor de arătat că nu există nici o deducţie în care fiecare pas este justificat de reguli din lista de mai sus prin care să se obţină forma concluziei unui silogism nevalid.

În continuare, prin „termen mediu" vom înţelege termen care apare cu sau fără negaţie în ambele forme de premise, iar prin „termen extrem" vom înţe-

[1] A se vedea Anexa la acest studiu (p. 102).

lege termen care apare cu sau fără negație în forma concluziei și într-una dintre formele premiselor. Din lista de reguli de deducție nu vom folosi deocamdată regulile contradicției.

Strategia generală de verificare a validității unei forme de silogism cu ajutorul regulilor menționate constă din următoarele etape:

1. Transformarea formei unei premise într-o formă de propoziție *A*, în care termenul mediu (cu sau fără negație) este subiect logic. Dacă există o astfel de formă, dar mediul este predicat logic, atunci se folosește regula contrapoziției totale pentru *A*. Dacă nici una dintre formele premiselor nu poate fi transformată într-o formă de propoziție *A* (ceea ce se întâmplă atunci când ambele premise sunt particulare), atunci forma respectivă de silogism este nevalidă.

2. Transformarea celeilalte forme de premisă într-o formă de propoziție *A* sau într-o formă de propoziție *I*, dacă nu este deja astfel, având ca predicat logic subiectul logic al formei *A* obținută în prima etapă, astfel încât să se obțină așezarea termenilor ca în figura I. Dacă forma respectivă de premisă nu poate fi astfel transformată, atunci forma respectivă de silogism este nevalidă.

3. În cazul în care s-au realizat etapele anterioare, se aplică una dintre regulile *Barbara* sau *Darii*. Dacă se obține forma concluziei date sau o formă de propoziție din care forma concluziei se poate obține printr-o regulă de deducție din listă, atunci forma respectivă de silogism este validă, altfel este nevalidă.

Să verificăm acum forma de silogism *Ibc, Aac; Iab*:

1. Aac	Premisă
2. $Ac\bar{a}$	1, cpt
3. Ibc	Premisă
4. $Ob\bar{c}$	3, ob.

Prima etapă se realizează prin aplicarea regulii contrapoziției la forma de premisă *Aac*. Cea de-a doua etapă nu poate fi realizată, deoarece transformarea formei celeilalte premise, *Ibc*, astfel încât să apară ca predicat logic se soldează cu o formă de propoziție *O*, deci forma de silogism testată nu este validă. Mai mult, ultima serie de pași arată că *formele premiselor silogismului testat nu pot produce în mod valid o concluzie.*

Aplicând deducția naturală la forma de silogism *Acb, Eac; Oab*, obținem următoarele serii de pași:

1. Acb	Premisă	1. Eac	Premisă
2. Eac	Premisă	2. Eca	1, cv
3. Eca	2, cv	3. $Ac\bar{a}$	2, obv
4. Oca	3, sb	4. Acb	Premisă
5. $Ic\bar{a}$	4, ob	5. Icb	4, sb
6. $I\bar{a}c$	5, cv	6. Ibc	5, cv
7. $I\bar{a}b$	1, 6, *Darii*	7. $Ib\bar{a}$	3, 6, *Darii*
8. $Ib\bar{a}$	7, cv	8. Oba	7, ob
9. Oba	8, ob.		

Aceste două serii de pași arată că din formele premiselor silogismului testat decurge în mod valid forma de concluzie *Oba*, dar aceasta nu este forma concluziei date, *Oab*, și nici nu poate conduce la forma acestei concluzii prin vreo regulă de deducție. Prin

urmare, forma de silogism testată este nevalidă: *concluzia sa nu decurge din premisele sale.*

Dacă cel puțin una dintre propozițiile componente ale unui silogism este precedată de negație, atunci se aplică regulile contradicției pentru a elimina negația, dacă aceasta precede o premisă sau pentru a introduce la un moment dat negația, dacă aceasta precede concluzia. De exemplu, următoarea serie de pași arată că forma de silogism *~Acb, Aca; Oab* este validă:

1. *Aca*	Premisă
2. *~Acb*	Premisă
3. *Ocb*	2, ctd
4. *Ic$\bar{b}$*	3, ob
5. *I$\bar{b}$c*	4, cv
6. *I$\bar{b}$a*	1, 5, *Darii*
7. *Ia$\bar{b}$*	6, cv
8. *Oab*	7, ob.

Următoarele două deducții arată că forma de silogism *Abc, Eac; ~Iab* este validă:

1. *Abc*	Premisă	1. *Eac*	Premisă
2. *A$\bar{c}$ $\bar{b}$*	1, cpt	2. *Eca*	1, cv
3. *Eac*	Premisă	3. *Ac$\bar{a}$*	2, ob
4. *Aa$\bar{c}$*	3, ob	4. *Abc*	Premisă
5. *Aa$\bar{b}$*	2, 4, *Barbara*	5. *Ab$\bar{a}$*	3, 4, *Barbara*
6. *Eab*	5, ob	6. *Eba*	5, ob
7. *~Iab*	6, ctd	7. *Eab*	6, cv
		8. *~Iab*	7, ctd.

2. Schiță a unei teorii a propozițiilor cvasi-categorice

Propozițiile în care apar cuantori cum sunt „cei mai mulți" sau „cel puțin jumătate din", numite de Rescher ([2], [3]) „propoziții cvasi-categorice" sau „propoziții plurative"[2], nu pot fi traduse nici ca propoziții categorice în formă standard și nici ca propoziții compuse din astfel de propoziții fără o pierdere importantă de înțeles. De pildă, propoziția „Cei mai mulți angajați sunt licențiați" ne informează că sunt mai mulți angajați licențiați decât angajați nelicențiați, astfel că traducerea acestei propoziții prin „Unii angajați sunt licențiați" omite o parte esențială a înțelesului său, redată de cuantorul „cei mai mulți".

Rescher consideră următoarele patru tipuri de propoziții cvasi-categorice:

U Cei mai mulți *a* sunt *b*

W Cei mai mulți *a* nu sunt *b*

W' Cel puțin jumătate din *a* sunt *b*

U' Cel puțin jumătate din *a* nu sunt *b*

---

[2] La noi, Grigore C. Moisil, într-o serie de articole publicate începând din 1937, a abordat problema argumentelor cu propoziții în care apar cuantorii „cei mai mulți" și „există destui", pe care le-a numit „argumente stocastice". Problematica argumentelor în care apare cuantorul „cea mai mare parte (majoritatea)" este menționată și de Florea Țuțugan în lucrarea sa *Silogistica judecăților de predicație*, Editura Academiei Române, București, 1957.

Prin analogie cu denumirile consacrate ale celor patru tipuri de propoziții categorice considerate în silogistica tradițională, propozițiile având formele *U*, *W*, *W'* și *U'* vor fi numite, respectiv, *cvasi-universal afirmative*, *cvasi-universal negative*, *cvasi-particular afirmative* și *cvasi-particular negative*.

Rescher interpretează pe „Cei mai mulți *a* sunt *b*" ca asertând că mai mulți *a* sunt *b* decât $\bar{b}$. Cu alte cuvinte, notând, în general, intersecția a două mulțimi *X* și *Y* prin „*XY*", „Cei mai mulți *a* sunt *b*" înseamnă *cardinalitatea mulțimii ab este mai mare decât cardinalitatea mulțimii* $a\bar{b}$ (unde $\bar{b}$ este complementara mulțimii *b*), ceea ce permite trecerea la mulțimi infinite. Rescher menționează că mulțimea formelor de propoziții categorice și cvasi-categorice *A–E–I–O–U–W–W'–U'* este închisă față de negația propozițională. Conceptele de *mod* și *figură* sunt ușor de extins la silogismele cvasi-categorice.

Tabelul următor prezintă în simboluri interpretarea formelor de propoziții cvasi-categorice *U*, *W*, *W'* și *U'* și formulele corespunzătoare acestora, pe care le voi folosi în continuare:

Forma	Formula	Interpretarea
Cei mai mulți *a* sunt *b*	*Uab*	$ab > a\bar{b}$
Cei mai mulți *a* nu sunt *b*	*Wab*	$ab < a\bar{b}$
Cel puțin jumătate din *a* sunt *b*	*W'ab*	$ab \geq a\bar{b}$
Cel puțin jumătate din *a* nu sunt *b*	*U'ab*	$ab \leq a\bar{b}$

Este important de notat că în această interpretare, propoziţiile cvasi-categorice sunt „deschise", analog propoziţiilor particulare. Astfel, enunţând o propoziţie de forma „Cei mai mulţi *a* sunt *b*" sau o propoziţie de forma „Cel puţin jumătate din *a* sunt *b*" nu excludem posibilitatea ca toţi *a* să fie *b*, iar enunţând o propoziţie de forma „Cei mai mulţi *a* nu sunt *b*" sau o propoziţie de forma „Cel puţin jumătate din *a* nu sunt *b*" nu excludem posibilitatea ca nici un *a* să nu fie *b*. Desigur, în exprimarea obişnuită nu folosim propoziţii de forma „Cei mai mulţi *a* sunt *b*" sau „Cel puţin jumătate din *a* sunt *b*", atunci când *ştim* că toţi *a* sunt *b* şi nu folosim propoziţii de forma „Cei mai mulţi *a* nu sunt *b*" sau „Cel puţin jumătate din *a* nu sunt *b*" atunci când *ştim* că nici un *a* nu este *b*. Cu toate acestea, propoziţiile cvasi-categorice respective nu ar fi, ca să spunem aşa, mai puţin adevărate în cazurile menţionate. Ca şi în privinţa propoziţiilor categorice, ceea ce este important din perspectiva relaţiilor logice dintre propoziţiile cvasi-categorice este interpretarea acestora atunci când *nu ştim* în ce caz ne aflăm. Să examinăm în continuare aceste relaţii, dată fiind interpretarea de mai sus.

Prin analogie cu cazul propoziţiilor categorice, vom numi „obversiune" schimbarea calităţii unei propoziţii cvasi-categorice (fără schimbarea cantităţii) şi negarea predicatului său logic. Este uşor de constatat că şi în cazul propoziţiilor cvasi-categorice au loc echivalenţele logice prin obversiune. De pildă, aplicând obversiunea la o propoziţie de forma „Cei mai mulţi *a* sunt *b*", obţinem propoziţia de forma „Cei mai mulţi *a* nu sunt $\bar{b}$", a cărei interpretare este $a\bar{b} < a\bar{\bar{b}}$, echivalentă cu $ab > a\bar{b}$. În aceeaşi manieră, se poate arăta că pentru fiecare dintre celelalte tipuri de

propoziții cvasi-categorice, obversa este echivalentă logic cu propoziția inițială. Fiecare dintre următoarele formule exprimă echivalențele logice obținute prin obversiune:

(1) $Uab \equiv Wa\bar{b}$ (3) $W'ab \equiv U'a\bar{b}$
(2) $Wab \equiv Ua\bar{b}$ (4) $U'ab \equiv W'a\bar{b}$.

Conversele propozițiilor cvasi-categorice sunt independente logic față de propozițiile inițiale, ceea ce se poate arăta pe baza interpretărilor acestora sau folosind exemple. Comparați, de pildă, „Cel puțin jumătate dintre prietenii mei sunt fumători" cu „Cel puțin jumătate dintre fumători sunt prietenii mei".

În interpretarea menționată, orice propoziție cvasi-universală implică logic cvasi-particulara de aceeași calitate, având același subiect logic și același predicat logic:

(5) $Uab \supset W'ab$ (6) $Wab \supset U'ab$.

Formula (5) enunță că dacă cei mai mulți a sunt b, atunci cel puțin jumătate din a sunt b; evident, dacă $ab > a\bar{b}$, atunci $ab \geq a\bar{b}$. Formula (6) enunță că dacă cei mai mulți a nu sunt b, atunci cel puțin jumătate din a nu sunt b; evident, dacă $ab < a\bar{b}$, atunci $ab \leq a\bar{b}$. Prin analogie cu cazul propozițiilor categorice, vom numi „subalternare" relația de implicație logică dintre o cvasi-universală și cvasi-particulara corespunzătoare, prima fiind „supraalterna", iar cea de-a doua „subalterna".

În tabelul următor sunt prezentate condițiile semantice ale propozițiilor de formele U, W, W' și U' în interpretarea considerată:

O propoziție de forma	este adevărată ddacă:	este falsă ddacă:
Cei mai mulți a sunt b	$ab > a\bar{b}$	$ab \leq a\bar{b}$
Cei mai mulți a nu sunt b	$ab < a\bar{b}$	$ab \geq a\bar{b}$
Cel puțin jumătate din a sunt b	$ab \geq a\bar{b}$	$ab < a\bar{b}$
Cel puțin jumătate din a nu sunt b	$ab \leq a\bar{b}$	$ab > a\bar{b}$

Compararea cazurilor în care propozițiile de formele respective sunt adevărate sau false arată că, dacă au același subiect logic și același predicat logic, propozițiile U și U' sunt reciproc contradictorii, la fel și propozițiile W și W', propozițiile U și W sunt reciproc contrare, iar propozițiile W' și U' sunt reciproc subcontrare. Să exemplificăm pentru contrarietatea reciprocă dintre propozițiile U și W. Două astfel de propoziții nu pot fi împreună adevărate, căci este imposibil să se realizeze atât cazul $ab > a\bar{b}$, cât și cazul $ab < a\bar{b}$, dar pot fi împreună false, și anume în cazul $ab = a\bar{b}$.

Ținând cont de cele de mai sus, următoarele opt formule exprimă relații logic-necesare:

(7) $Uab \equiv {\sim}U'ab$
(8) $U'ab \equiv {\sim}Uab$
(9) $Wab \equiv {\sim}W'ab$
(10) $W'ab \equiv {\sim}Wab$
(11) $Uab \supset {\sim}Wab$
(12) $Wab \supset {\sim}Uab$
(13) ${\sim}W'ab \supset U'ab$
(14) ${\sim}U'ab \supset W'ab.$

Formulele (7) – (10) arată că o propoziție cvasi-categorică și negația contradictoriei sale sunt echivalente logic, formulele (11) și (12) arată că o cvasi-universală implică logic negația contrarei sale, iar formulele (13) și (14) arată că negația unei cvasi-particulare implică logic subcontrara sa.

Ca și în cazul propozițiilor categorice, relațiile de subalternare și cele de „opoziție" nu sunt independente. De pildă, este ușor de văzut că din relația de contradicție reciprocă și cea de subalternare „decurg" relațiile de contrarietate reciprocă și subcontrarietate reciprocă.

Relațiile logice dintre propozițiile cvasi-categorice și cele categorice, menționate și de Rescher, sunt date de următoarele implicații logice, care au loc sub presupunerea că avem de-a face numai cu propoziții ai căror termeni sunt non-vizi:

(15) $Aab \supset Uab$
(16) $Aab \supset W'ab$
(17) $Uab \supset Iab$
(18) $W'ab \supset Iab$
(19) $Eab \supset Wab$
(20) $Eab \supset U'ab$
(21) $Wab \supset Oab$
(22) $U'ab \supset Oab$.

Vom spune că propozițiile reprezentate de formulele aflate la stânga operatorului $\supset$ sunt supraalterne și că propozițiile reprezentate de formulele aflate la dreapta operatorului $\supset$ sunt subalterne.

Pe baza celor de mai sus, se poate arăta că, dacă au același subiect logic și același predicat logic, propozițiile *A* și *W* sunt reciproc contrare, la fel și propozițiile *A* și *U'*, *E* și *U*, *E* și *W*, iar propozițiile *I* și *W* sunt reciproc subcontrare, la fel și propozițiile *I* și *U'*, *O* și *U*, *O* și *W'*.

3. Deducția naturală și silogismele cu propoziții cvasi-categorice

Un model natural pentru silogismele cu propoziții cvasi-categorice poate fi obținut din modelul prezentat în secțiunea 1 păstrând regulile conversiunii, regulile contrapoziției totale și regulile *Barbara* și *Darii* și extinzând celelalte reguli pe baza echivalențelor și implicațiilor logice exprimate de formulele (1) – (10) și (15) – (22) după cum urmează:

Regulile subalternării (sb):

$Aab \Rightarrow Iab$ $\quad$ $Uab \Rightarrow Iab$

$Eab \Rightarrow Oab$ $\quad$ $W'ab \Rightarrow Iab$

$Uab \Rightarrow W'ab$ $\quad$ $Eab \Rightarrow Wab$

$Wab \Rightarrow U'ab$ $\quad$ $Eab \Rightarrow U'ab$

$Aab \Rightarrow Uab$ $\quad$ $Wab \Rightarrow Oab$

$Aab \Rightarrow W'ab$ $\quad$ $U'ab \Rightarrow Oab$

Regulile contradicției (ctd):

$Aab \Leftrightarrow \sim Oab$ $\quad$ $Uab \Leftrightarrow \sim U'ab$

$Oab \Leftrightarrow \sim Aab$ $\quad$ $U'ab \Leftrightarrow \sim Uab$

$Iab \Leftrightarrow \sim Eab$ $\quad$ $Wab \Leftrightarrow \sim W'ab$

$Eab \Leftrightarrow \sim Iab$ $\quad$ $W'ab \Leftrightarrow \sim Wab$

Regulile obversiunii:

$Aab \Leftrightarrow Ea\bar{b}$ $\quad$ $Uab \Leftrightarrow Wa\bar{b}$

$Iab \Leftrightarrow Oa\bar{b}$ $\quad$ $Wab \Leftrightarrow Ua\bar{b}$

$Eab \Leftrightarrow Aa\bar{b}$ $\quad$ $W'ab \Leftrightarrow U'a\bar{b}$

$Oab \Leftrightarrow Ia\bar{b}$ $\quad$ $U'ab \Leftrightarrow W'a\bar{b}$.

Înţelegând prin „întărirea unei premise" înlocuirea unei premise particulare, cvasi-particulare sau cvasi-universale cu supraalterna sa şi prin „atenuarea concluziei" înlocuirea unei concluzii universale cu o subalternă a sa, putem obţine silogisme valide în care apar propoziţii cvasi-categorice din silogisme valide „normale", aplicând principiul *întărirea unei premise sau atenuarea concluziei păstrează validitatea*[3]. Lista extinsă de reguli de deducţie de mai sus este completă faţă de mulţimea silogismelor valide care pot fi obţinute prin aplicarea principiului menţionat. Aceasta se poate demonstra arătând că pentru fiecare mod care poate fi astfel obţinut dintr-un mod valid „normal", forma concluziei poate fi derivată din formele premiselor printr-o deducţie în care fiecare pas este justificat de reguli din listă.

Ca ilustrare, prin înlocuirea minorei modului valid *EIO–1* (*Ecb, Iac; Oab*) cu premisa mai tare *W'ac* se obţine modul valid *EW'O–1* (*Ecb, W'ac; Oab*), a cărui deducţie este următoarea:

1. Ecb Premisă
2. $Ac\bar{b}$ 1, ob

[3] A se vedea Rescher [2].

3. *W'ac* Premisă
4. *Iac* 3, sb
5. *Iab̄* 4, *Darii*
6. *Oab* 5, ob

De notat că lista extinsă considerată aici nu este, în general, completă față de mulțimea silogismelor cu propoziții cvasi-categorice. Astfel, modurile *AUU-1*, *UUI-3* și *WUO-3*, care nu pot fi obținute prin aplicarea principiului menționat mai sus, sunt valide[4].

4. Anexă: Silogismele categorice în care cel puțin un termen apare cu și fără negație

Pentru a arăta că modelul deductiv-natural pentru silogistica propozițiilor categorice prezentat în prima secțiune este complet și față de silogismele în care cel puțin un termen apare cu și fără negație, voi arăta că setul tradițional de „reguli generale ale silogismului" este echivalent (produce aceleași rezultate) cu un set restrâns de reguli în care apare doar proprietatea distribuției termenilor, după care voi introduce o noțiune extinsă de distribuție a unui termen, care face distincția dintre termeni cu negație și termeni fără negație.

După cum se știe, se spune că un termen este *distribuit* într-o propoziție categorică, dacă în acea propoziție, judecând după forma sa logică, termenul este

[4] În [2], Rescher demonstrează validitatea acestor moduri cu ajutorul unui procedeu diagramatic bazat pe extinderea diagramelor Venn la silogismele în care apar premise *U* și *W*. O prezentare a acestui procedeu poate fi găsită în Botezatu [1].

considerat cu întreaga sa extensiune și că este *nedistribuit*, dacă este considerat cu o parte nedeterminată a extensiunii sale. Astfel, termenii cu rol de subiect logic sunt distribuiți în universale și nedistribuiți în particulare, iar termenii cu rol de predicat logic sunt distribuiți în negative și nedistribuiți în afirmative. Această noțiune de distribuție se aplică numai la propoziții categorice în care aparițiile fiecărui termen sunt identice sau, altfel spus, această noțiune face abstracție de distincția dintre termeni cu negație și termeni fără negație. Astfel, dacă într-o propoziție categorică apare un termen de forma „*non-T*", atunci vom spune că „*non-T*" este distribuit dacă este subiect de universală sau predicat de negativă și că este nedistribuit dacă este subiect de particulară sau predicat de afirmativă.

Mai departe, se știe că un silogism categoric în care aparițiile fiecărui termen sunt identice este valid dacă și numai dacă satisface toate condițiile exprimate de următoarele „reguli generale", în care noțiunea de distribuție este cea de mai sus:

Reguli pentru termeni:

(R1) Termenul mediu este distribuit în cel puțin o premisă.

(R2) Dacă un termen extrem este distribuit în concluzie, atunci acesta este distribuit în premisa din care provine.

Reguli pentru calitatea propozițiilor:

(R3) Cel puțin o premisă este afirmativă.

(R4) Dacă o premisă este negativă, atunci concluzia este negativă.

(R5) Dacă ambele premise sunt afirmative, atunci concluzia este afirmativă.

Reguli pentru cantitatea propozițiilor:

(R6) Cel puțin o premisă este universală.

(R7) Dacă o premisă este particulară, atunci concluzia este particulară.

Un alt lucru binecunoscut este acela că (R6) și (R7) pot fi demonstrate pe baza primelor cinci reguli, deci sunt dispensabile. Cu alte cuvinte, respectarea regulilor pentru distribuția termenilor și a celor pentru calitatea propozițiilor asigură automat respectarea regulilor pentru cantitatea propozițiilor. Acum, să observăm că cerințele exprimate de regulile pentru calitatea propozițiilor pot fi redate printr-o singură formulare, după cum urmează: *dacă apar propoziții negative, atunci acestea sunt exact două, una dintre ele fiind concluzia*. Este ușor de văzut că această regulă exclude cazul ambelor premise negative, cazul concluziei afirmative trasă dintr-o premisă negativă, precum și cazul concluziei negative trasă din două premise afirmative, adică exact cazurile excluse de (R3), (R4) și (R5). Întrucât, după cum am menționat, predicatele logice sunt distribuite numai în propozițiile negative, „propoziție negativă" înseamnă exact *propoziție cu predicat logic distribuit*, astfel că următorul set „redus" de reguli este echivalent (produce aceleași rezultate) cu setul inițial de șapte reguli:

(R1) Termenul mediu este distribuit în cel puțin o premisă.

(R2) Dacă un termen extrem este distribuit în concluzie, atunci acesta este distribuit în premisa din care provine.
(R3*) Dacă apar predicate logice distribuite, atunci acestea sunt exact două, unul dintre ele fiind predicatul logic al concluziei.

Printr-o extindere a noțiunii de distribuție a unui termen, setul restrâns de reguli (R1) – (R3*) poate fi utilizat și pentru verificarea validității silogismelor în care cel puțin un termen apare cu negație și fără negație. Ca mai sus, prin „termen mediu" vom înțelege termen care apare cu sau fără negație în ambele forme de premise, iar prin „termen extrem" vom înțelege termen care apare cu sau fără negație în forma concluziei și într-una dintre formele premiselor.

Fie, de pildă, o propoziție de forma „Toți *a* sunt non-*b*". Într-o astfel de propoziție, termenul de forma „non-*b*" este nedistribuit, fiind predicat logic într-o afirmativă. Ce putem spune, însă, despre termenul notat cu „*b*"? În interpretarea extensională („clasială") a propozițiilor categorice, o astfel de propoziție enunță că întreaga extensiune *a* este inclusă în complementara extensiunii *b*, ceea ce este un alt fel de a spune că întreaga extensiune *a* este exclusă din extensiunea *b*, deci că nici un *a* nu este *b*. Ca atare, în propoziția de forma „Toți *a* sunt non-*b*", termenul notat cu „*b*" apare distribuit, exact ca în echivalenta sa prin obversiune „Nici un *a* nu este *b*". Fie acum o propoziție de forma „Nici un non-*a* nu este *b*", în care termenul de forma „non-*a*" este distribuit și să cercetăm distribuția lui „*a*". O astfel de propoziție enunță că întreaga complementară a extensiunii *a* este exclusă din extensiunea *b*, ceea ce este un alt fel de a

spune că întreaga extensiune *b* este inclusă în extensiunea *a*, deci că toți *b* sunt *a*. Ca atare, în propoziția de forma „Nici un non-*a* nu este *b*", termenul notat cu „*a*" apare nedistribuit, exact ca în echivalenta sa prin conversiune și obversiune „Toți *b* sunt *a*".

Raționând în maniera de mai sus, ajungem la următorul rezultat general: *dată fiind o propoziție categorică în care apare un termen de forma „non-T", termenul notat cu „T" este distribuit în acea propoziție ddacă este distribuit într-o propoziție echivalentă logic cu propoziția dată, în care „T" apare fără negație.* Este ușor de văzut că această formulare este echivalentă cu următoarea: *într-o propoziție categorică în care apare un termen de forma „non-T", termenul notat cu „T" este distribuit dacă „non-T" este nedistribuit și este nedistribuit dacă „non-T" este distribuit.* Pe baza acestui rezultat, noțiunea de distribuție a unui termen poate fi extinsă după cum urmează:

> Un termen „*T*" este distribuit într-o propoziție categorică ddacă este vorba despre unul dintre următoarele cazuri: (a) „*T*" este subiect logic într-o universală; (b) „*T*" este predicat logic într-o negativă; (c) „*non-T*" este subiect logic într-o particulară; (d) „*non-T*" este predicat logic într-o afirmativă.

De pildă, în propoziția „Unele nemamifere sunt nevertebrate", termenii „mamifere" și „vertebrate" sunt distribuiți, iar în propoziția „Unii nepoliticoși nu sunt neguralivi", termenul „politicoși" este distribuit, iar termenul „guraliv" este nedistribuit. Folosind această noțiune extinsă de distribuție, setul restrâns de reguli (R1) – (R3*) poate fi folosit pentru verificarea directă a ambelor tipuri de silogisme categorice discutate până acum.

Din cele de mai sus rezultă că orice silogism în care cel puțin un termen apare cu și fără negație este validat de setul restrâns de reguli (R1) – (R3*) ddacă este echivalent cu un silogism valid în care aparițiile fiecărui termen sunt identice[5] și deci că modelul deductiv-natural pentru silogistica propozițiilor categorice prezentat în prima secțiune este complet inclusiv față de silogismele în care cel puțin un termen apare cu și fără negație.

REFERINȚE BIBLIOGRAFICE

[1] Botezatu, Petre, *Silogistica modernă* în I. Didilescu și P. Botezatu, *Silogistica. Teoria clasică și interpretările moderne*, Editura Didactică și Pedagogică, București, 1976.

[2] Rescher, Nicholas, *Topics in Philosophical Logic*, D. Reidel Publishing Company, Dordrecht, Holland, 1960.

[3] Rescher, Nicholas, „Plurality Quantification and Quasicategorical Propositions", în *The Journal of Symbolic Logic* **27**, 1961.

[5] Amintim că două argumente sunt echivalente, dacă oricare dintre ele poate fi obținut din celălalt prin înlocuirea a cel puțin unei propoziții componente cu o propoziție echivalentă logic cu propoziția respectivă.

INTUIȚIONISM, PARACONSISTENȚĂ, CONTRARIETATE ȘI SUBCONTRARIETATE

Secolul al XX-lea a cunoscut o puternică dezvoltare a unor sisteme logice numite „non-clasice", „deviante" sau chiar „heterodoxe". Prin acești termeni s-a intenționat să se sugereze că sistemele respective se îndepărtează de unele principii și supoziții ale logicii clasice (LC), realizând în acest fel o mai strânsă apropiere de practica inferențială umană, comună sau științifică, ale cărei canoane nu sunt (întotdeauna) redate adecvat de LC.

Heterodoxia sistemelor logice nu este o chestiune de *da sau nu*, ci o chestiune de grad[1]. Astfel, unele sisteme non-clasice pretind un grad atât de înalt de heterodoxie încât l-au făcut pe Quine să susțină că „În aceasta constă, evident, situația grea a logicianului deviant: atunci când încearcă să nege doctrina [clasică], el nu face altceva decât să schimbe subiectul"[2]. Printre cele mai heterodoxe sisteme non-clasice se află logica intuiționistă și logicile paraconsistente, care contestă unele supoziții și principii de bază ale LC.

Orice sistem logic poate fi considerat o „teorie" a LOGICII sau, altfel spus, o teorie despre structura

[1] Vezi [21], p. 360.

[2] [22], p. 81.

normelor care guvernează raționarea „bună"[3]. În calitate de teorie, un sistem logic nu trebuie să fie evaluat în termenii „adevărului" sau „falsului", ci, în principal, în termenii gradului de adecvare la ceea ce s-a intenționat să se ordoneze și să se sistematizeze prin sistemul respectiv. În acest sens, nu cred că LC este o logică specială care ar constitui necondiționat un sistem privilegiat în raport cu raționalitatea umană și nici că logicile heterodoxe schimbă *acest* subiect. În plus, împărtășesc unele dintre presupozițiile și argumentele epistemologice sau general-filosofice ale heterodoxiei în logică, în special ale adepților paraconsistenței. Cred, însă, că logicile heterodoxe menționate nu răspund deplin intențiilor celor care le-au creat și, în particular, cred că aceste sisteme schimbă subiectul în privința unor constante logice, în special în privința negației. În partea „negativă" a acestui studiu pornind de la unele idei formulate de doi reprezentanți de seamă ai paraconsistenței, Graham Priest și Richard Routley, argumentez că, prin contrast cu negația clasică, nici negația intuiționistă, nici negația din sistemul paraconsistent C_1 (N. C. A. da Costa) nu sunt operatori ai contradicției. Pe această bază, în cea de-a doua parte, cea „pozitivă", prezint o modalitate în care LC de ordinul zero poate fi extinsă pentru a cuprinde noțiunile de negație contrară și negație subcontrară și astfel pentru a capta mai multe principii ale adevărului logic.

---

[3] Acest punct de vedere a fost exprimat încă în [14]. Distincția dintre sistemele logice în calitate de teorii și entitățile modelate de acestea a fost puternic apărată în anii din urmă de Priest (a se vedea, de pildă, [15]).

1. Negația în logica propozițională clasică

După cum se știe, în LC, mulțimea valorilor logice acceptate este $V = \{1, 0\}$ (principiul bivalenței pentru **LC**) în care, prin convenție, cu „1" se notează valoarea logică *adevărat*, iar cu „0" valoarea logică *fals*, o evaluare v este o aplicație de la mulțimea formulelor LC la V, iar negația, notată aici cu „~", este definită prin următoarele condiții semantice:

(1a) $v(\sim p) = 1$ ddacă $v(p) = 0$
(1a) $v(\sim p) = 0$ ddacă $v(p) = 1$

(1a) și (1b) sunt analoage structural condițiilor semantice ale contradictoriei unei propoziții: *contradictoria Q a unei propoziții P este adevărată ddacă propoziția P este falsă și este falsă ddacă propoziția P este adevărată.*

Între negația clasică și contradictoria unei propoziții se pot evidenția și alte analogii structurale. Mai întâi, conform condițiilor semantice ale contradictoriei Q a unei propoziții P, $P \wedge Q$ este cu necesitate falsă („logic falsă") și $P \vee Q$ este cu necesitate adevărată („logic adevărată")[4], iar conform condițiilor semantice (1a) și (1b), în aceeași evaluare v, p și $\sim p$ nu iau împreună valoarea *1*, formula $p \wedge \sim p$ fiind inconsistentă („logic falsă"), și nu iau împreună valoarea *0*, formula $p \vee \sim p$ fiind tautologică („logic adevărată"). În plus, negația clasică este un operator verifuncțional, valoarea logică a unei formule $\sim A$ depinzând exclusiv de valoarea logică a formulei A, iar relația de contradicție reciprocă este,

[4] Vezi [17], p. 165.

de asemenea, verifuncțională, deoarece valoarea logică a contradictoriei Q a unei propoziții P depinde exclusiv de valoarea logică a propoziției P. Apoi, conform legii clasice $\sim\sim p \equiv p$, negația clasică a negației clasice a lui p este echivalentă logic cu p, iar contradictoria contradictoriei unei propoziții este echivalentă logic cu propoziția respectivă. În fine, după cum se știe, în LC este valabilă teorema înlocuirii formulelor echivalente logic. Despre o logică în are loc această teoremă se spune că este *auto-extensională*[5]. Ca efect al acestei teoreme, negația clasică are un comportament auto-extensional, căci pentru oricare două formule φ și ψ, dacă φ este echivalentă logic cu ψ, atunci $\sim\varphi$ și $\sim\psi$ sunt echivalente logic, or dacă două propoziții sunt echivalente logic, contradictoriile acestora sunt echivalente logic. Rezultă că negația clasică poate fi tratată ca un operator care formează contradictoria unei formule, pe scurt, ca un *operator al contradicției* sau, altfel spus, ca o *negație contradictorie*, astfel că LC poate fi văzută ca o formalizare a noțiunii de contradictorie a unei propoziții.

Înainte de a trece la examinarea negațiilor din sistemele heterodoxe menționate, să notăm că, tot prin analogie cu contradictoria unei propoziții, inconsistența formulei $p \wedge \sim p$ a fost asimilată cu *principiul noncontradicției* în formularea potrivit căreia o propoziție și contradictoria sa nu pot fi împreună adevărate, iar caracterul tautologic al formulei $p \vee \sim p$ a fost asimilat cu *principiul terțului exclus* în formularea conform căreia este adevărată o propoziție sau contradictoria sa, a treia posibilitate — anume ca nici pro-

[5] Această terminologie a fost introdusă în [25].

poziția, nici contradictoria sa să nu fie adevărate — fiind exclusă[6].

2. Negația în logica intuiționistă

Termenul „logică intuiționistă" desemnează, pe de o parte, principiile raționării logice acceptate și folosite de matematicianul olandez Luitzen Egbertus Jan Brouwer în dezvoltarea matematicii sale intuiționiste și, pe de altă parte, sistemul axiomatic propus de logicianul olandez Arend Heyting pentru a formaliza principiile avute în vedere de Brouwer.

În filosofia matematicii și a logicii a devenit *locus communis* opinia conform căreia Brouwer respingea folosirea principiului clasic al terțului exclus în raport cu mulțimile infinite, deși nu contesta aplicabilitatea sa la mulțimi finite[7]. După cum se știe, Brouwer respingea realismul (platonismul) matematic, conform căruia entitățile matematice au o existență extra-mentală independentă, iar o ipoteză matematică poate fi adevărată „în sine", independent de demonstrația prin care este confirmată. În concepția (neo)intuiționistă, entitățile matematice sunt constructe mentale fără o existență ideală independentă, matematica este o activitate în care propozițiile sunt demonstrate prin construcții mentale, iar o propoziție matematică este adevărată doar dacă există o

[6] Justificarea acestei interpretări a celei de-a treia posibilități în formularea principiului terțului exclus poate fi găsită în [7].

[7] „Ceea ce caracterizează pe Brouwer mai întâi de toate este respingerea principiului logic al terțului exclus atunci când se aplică mulțimilor infinite", [1], p. 361.

demonstraţie a acesteia. Examinarea textelor arată că în acest cadru conceptual[8], Brouwer avea în vedere unele formulări foarte personale referitoare la propoziţii despre entităţi matematice, pe care le numea „principiul terţului exclus" sau „principiul simplu al terţului exclus" şi pe care le critica, iar nu principiul clasic al terţului exclus. Astfel, într-un text din 1924, Brouwer scria:

> În cadrul unui anumit „sistem principal" finit, proprietăţile sistemelor, adică posibilităţile de aplicare a sistemelor pe alte sisteme cu corespondenţe precise între elemente, pot fi totdeauna *verificate* (adică sau demonstrate, sau reduse la absurd); aplicaţia datorată proprietăţii corespunzătoare posedă anume în fiecare caz numai un număr finit de posibilităţi de efectuare, dintre care fiecare poate fi efectuată în sine şi continuată fie până la terminare, fie până la o oprire. (...) Pe baza verificabilităţii de mai sus, pentru proprietăţile concepute înăuntrul unui anumit sistem finit este valabil *principiul terţului exclus*, adică principiul că fiecare proprietate este pentru fiecare sistem sau adevărată sau imposibilă (...).[9]

Într-un text din 1940, Brouwer afirma explicit că avea în vedere o reformulare proprie a principiului terţului exclus:

> Pentru a elucida consecinţele respingerii principiului terţului exclus ca instrument pentru a descoperi adevăruri, vom re-

---

[8] Evident, nu putem dezvolta aici cadrul conceptual al intuiţionismului matematic. Pe lângă lucrările lui Brouwer şi ale lui Heyting menţionate în bibliografia acestui articol, cititorul interesat poate consulta excelenta monografie [13].

[9] [3], pp. 363–364. Ca şi în pasajele următoare, sublinierile aparţin autorului.

formula acest principiu în următoarea formă puțin modificată, intuiționist mai adecvată, numită *principiul simplu al terțului exclus*: *orice atribuire τ a unei proprietăți unei entități matematice poate fi judecată, adică sau demonstrată, sau redusă la absurditate.*[10]

De pildă, Brouwer arăta că pentru o submulțime finită $c_1, c_2, \ldots, c_m$ a mulțimii numerelor reale, pentru oricare dintre valorile $1, 2, \ldots, m$ ale lui v, a spune că aserțiunea c_v *este rațional* a fost (poate fi) demonstrată a fi sau adevărată sau contradictorie reprezintă o aplicare perfect legitimă a principiului; în schimb, supoziția că pentru *toate* numerele reale c aserțiunea c *este rațional* a fost demonstrată a fi sau adevărată sau contradictorie nu poate fi susținută, ea conduce la o contradicție[11].

Pentru a rezuma, fie α o propoziție despre atribuirea unei proprietăți unei entități matematice, Brouwer accepta că pentru o mulțime finită de astfel de entități matematice este valabil următorul enunț (în formulări ușor diferite de la un text la altul): *propoziția α poate fi demonstrată (ca adevărată) sau încercarea de a demonstra propoziția α a condus la o contradicție*[12]. Brouwer considera că acest enunț, pe care îl numea „principiul simplu al terțului exclus", nu este valabil în raport cu mulțimile infinite de entități matematice, deoarece presupune realizarea unor demonstrații efective (a unor „construcții"), ceea ce este imposibil pentru o mulțime infinită[13].

---

[10] [5], p. 340.

[11] A se vedea *ibidem*, p. 341.

[12] Pentru intuiționiști, noțiunea de *contradicție* este primitivă, iar termenii „contradicție" și „absurditate" sunt folosiți aproape indistinct.

[13] De pildă, fie α propoziția *Succesiunea* 0123456789 *apare în dezvoltarea zecimală a lui* π. Aplicarea „principiului simplu al ter-

Formularea lui Brouwer este neproblematică pentru *unele* propoziții matematice despre mulțimi finite de entități matematice, cum este cea din exemplul menționat mai sus și din alte exemple similare. Într-adevăr, între „c_v *este rațional* este o propoziție demonstrabilă (ca adevărată)" și „încercarea de demonstra propoziția c_v *este rațional* a condus la o contradicție" nu există o a treia posibilitate. Dar Brouwer susținea că

> Fiecare aserțiune τ a posibilității unei construcții de un caracter finit delimitat într-un sistem matematic finit furnizează un caz de realizare a principiului terțului exclus, deoarece orice asemenea construcție poate fi încercată numai într-un număr finit de căi particulare și fiecare încercare se dovedește a avea succes sau a fi nereușită într-un număr finit de pași.[14]

Dacă, deci, este vorba despre *orice* propoziție matematică, așa cum reiese și din cea de-a doua formulare a lui Brouwer citată mai sus, precum și din identificarea de către acesta a principiului terțului exclus cu principiul rezolvabilității oricărei probleme matematice[15], atunci „principiul simplu al terțului exclus"

țului exclus" în acest caz ar cere sau o construcție a dezvoltării zecimale a lui π până la apariția succesiunii 0123456789, sau o construcție care să arate că încercarea de a obține această succesiune conduce la o contradicție și deci că este imposibil ca succesiunea să apară în dezvoltarea zecimală a lui π, or nici una, nici alta dintre variantele alternativei nu poate fi realizată, întrucât dezvoltarea zecimală a lui π este infinită. Acest exemplu formulat de Brouwer apare în [10].

[14] [5], p. 342.

[15] A se vedea [2], p. 362, [4], p. 366.

nu mai este valabil nici măcar pentru mulţimi finite de entităţi matematice, deoarece implică tacit o clasificare dihotomică exhaustivă a *tuturor* propoziţiilor matematice în propoziţii demonstrate sau demonstrabile în principiu ca adevărate şi propoziţii în legătură cu care încercarea de a le demonstra a condus la o contradicţie, pe scurt, propoziţii respinse. Or între *demonstrat* (*demonstrabil*) şi *respins* există o a treia posibilitate, şi anume *nedecis* (sau chiar *nedecidabil*, vezi Gödel[16]), astfel că formele *α este demonstrată* şi *α este respinsă* sunt reciproc contrare, deoarece nu pot fi exemplificate uniform astfel încât să devină împreună adevărate (nici o propoziţie matematică nu este atât demonstrată, cât şi respinsă), dar pot fi exemplificate uniform astfel încât să devină împreună false (există sau pot să apară propoziţii matematice care nu sunt nici demonstrate, nici respinse). Prin urmare, formularea *orice propoziţie matematică este demonstrată sau respinsă, a treia posibilitate — anume ca propoziţia să nu fie nici demonstrată, nici respinsă — este exclusă* nu este valabilă, însă într-un mod care depăşeşte intenţiile (neo)intuiţioniştilor.

Poate că nu este lipsit de importanţă să notăm că forma *a este demonstrată* are drept contradictorie forma *a nu este demonstrată*. Între *a fi demonstrat* şi *a nu fi demonstrat* nu există a treia posibilitate (şi la fel pentru fiecare dintre perechile *a fi respins — a nu fi respins*, *a fi nedecis* (*nedecidabil*) *— a nu fi nedecis* (*nedeci-*

[16] În lumina supoziţiei tacite a clasificării dihotomice exhaustive menţionată aici, este cel puţin discutabilă opinia unor autori care consideră că respingerea de către Brouwer a principiului rezolvabilităţii oricărei probleme matematice anticipează teorema lui Gödel despre indecidabilitatea sistemelor de tipul *Principia Mathematica*.

dabil), ceea ce este valabil despre orice propoziție matematică, chiar și în raport cu mulțimi infinite de entități matematice. Nu trebuie uitat, însă, că din punct de vedere intuiționist (= constructivist), forma *a nu este demonstrată* are semnificația „Nu am efectuat o construcție ..." și, ca atare, nu este negația *matematică* a formei *a este demonstrată* sau, altfel spus, nu aparține unei teorii intuiționiste, ci unui metalimbaj folosit pentru a descrie o astfel de teorie[17].

Sistemul axiomatic de logică intuiționistă al lui Heyting se conformează programului brouwerian de reconstrucție a matematicii[18]. Limbajul sistemului conține simboluri pentru propoziții — *a*, *b*, *c*, ..., — precum și operatorii primitivi $\neg$ („negație"), $\wedge$ („conjuncție"), $\vee$ („disjuncție") și $\supset$ („implicație"). Operatorul $\supset\subset$ („echivalență") este definit în mod obișnuit ca $(a \supset b) \wedge (b \supset a)$. Întrucât formula $a \vee \neg a$ nu este demonstrabilă în acest sistem, se consideră că logica

[17] A se vedea [10]. Pentru comentarii în această privință, a se vedea [24].

[18] După cum se știe, prin contrast cu logicismul, Brouwer considera că logica nu este și nu poate constitui fundamentul matematicii, matematica fiind, de fapt, o sursă de principii logice. În consecință, „Intuiționistul nu se ocupă cu logica în general, ci numai cu logica matematicii, adică «logica matematică» nu cu sensul de logică generală matematizată, ci de formulare de principii întrebuințate în activitatea de construcție matematică. Deși intuiționiștii au produs sisteme formale care pot fi și au fost obiecte ale cercetării metamatematice, aceste sisteme sunt privite de ei ca subproduse lingvistice ale activității «esențialmente independentă de limbaj» a matematicii și având mai ales valoare pedagogică", [13], p. 173. Oricum, Brouwer a acceptat sistemul lui Heyting „ca un rezumat corect al principiilor logice utilizate în matematica intuiționistă", [12], p. 314.

intuiționistă este logica clasică fără *legea terțului exclus*, expresie care trimite la tautologia clasică $p \vee \sim p$. După cum vom vedea, renunțarea la teza $a \vee \neg a$ corespunde respingerii „principiului clasic al terțului exclus" de către Brouwer. Să observăm mai întâi că absența ca teoremă a formulei $a \vee \neg a$ impune renunțarea la alte elemente care au un analog formal în LC și care ar permite derivabilitatea sa. Astfel, $\neg\neg(a \vee \neg a)$ este teoremă în sistemul lui Heyting. Din punct de vedere clasic, din $\sim\sim(p \vee \sim p)$ putem infera $p \vee \sim p$, pe baza teoremei eliminării dublei negații, $\sim\sim p \supset p$, dar $\neg\neg a \supset a$ nu este o teoremă intuiționistă. De asemenea, pe lista teoremelor intuiționiste se află formula $\neg(a \wedge \neg a)$. Din punct de vedere clasic, din $\sim(p \,\&\, \sim p)$ putem infera pe $p \vee \sim p$, folosind o parte a uneia dintre legile lui De Morgan, $\sim(p \,\&\, q) \supset (\sim p \vee \sim q)$, teorema $\sim\sim p \equiv p$ și comutativitatea disjuncției, dar nici formula $\neg(a \wedge b) \supset (\neg a \vee \neg b)$ nu este teoremă intuiționistă. În fine, $a \supset a$ este teoremă intuiționistă, iar din punct de vedere clasic, din $p \supset p$ putem infera teorema $p \vee \sim p$, pe baza tezei $(p \supset q) \supset (\sim p \vee q)$ și a comutativității disjuncției, dar formula $(a \supset b) \supset (\neg a \vee b)$, nu este o teoremă intuiționistă. În general, prin contrast cu situația clasică în care operatorii $\&$, $\vee$ și $\supset$ pot fi exprimați unul prin celălalt folosind negația, logica intuiționistă se caracterizează prin independența constructivă a operatorilor corespunzători[19].

[19] Drept urmare, la fel stau lucrurile cu $\forall$ și $\exists$. Și mai general, după cum a remarcat Kurt Gödel, logica intuiționistă distinge formule care sunt echivalente logic în LC. Această trăsătură, precum și echi-consistența logicii intuiționiste cu LC l-au făcut pe logicianul austriac să considere că logica intuiționistă este *mai bogată* decât LC. Discuția asupra acestei probleme depășește cadrul propus pentru studiul de față.

Să ne întoarcem acum la principala problemă pusă în discuție în legătură cu logica intuiționistă. După cum am văzut, inconsistența formulei $p \wedge \neg p$ și caracterul tautologic al formulei $p \vee \neg p$ dau un temei pentru caracterizarea negației clasice ca operator al contradicției. În logica intuiționistă, a, b, c, ... sunt simboluri pentru propoziții matematice. Asertarea intuiționistă a unei propoziții matematice, a, are semnificația existenței unei construcții care arată că propoziția a este demonstrată, asertarea negației unei propoziții matematice, $\neg a$, are semnificația existenței unei construcții care arată că presupunerea că propoziția a este demonstrată conduce la o contradicție sau, altfel spus, că propoziția este respinsă[20], asertarea unei conjuncții $a \wedge b$ semnifică faptul că ambii săi membri sunt (pot fi) asertați, iar asertarea unei disjuncții, $a \vee b$, semnifică faptul că cel puțin unul dintre membrii săi este (poate fi) asertat[21]. Conform acestei interpretări, a și $\neg a$ nu pot fi împreună asertate, ceea ce arată că $a \wedge \neg a$ are statutul unei formule inconsistente, dar există sau pot fi formulate propoziții matematice pentru care nu dispunem nici de o demonstrație, nici de o construcție care să arate că

---

[20] De notat că, întrucât asertarea unei propoziții matematice, inclusiv a unei negații, este echivalentă din punct de vedere intuiționist cu efectuarea unei construcții, „intuiționistul radical cere o matematică și o logică lipsite total de negație", [13], p. 175. Într-o astfel de logică, negația poate fi redată în diferite moduri, de pildă pe baza noțiunii primitive de *contradicție*, Λ, luând $\neg a =_{df} a \supset \Lambda$, sau luând ca noțiune primitivă *falsul*, f și considerând $\neg a =_{df} a \supset f$.

[21] De notat că din teoremele logicii intuiționiste care conțin operatorii $\wedge$ și $\vee$ rezultă că se păstrează proprietățile de bază ale conjuncției și disjuncției clasice: idempotența, comutativitatea, asociativitatea, contragerea conjuncției și extinderea disjuncției.

încercarea de a le demonstra conduce la o contradicție, ceea ce justifică absența ca teoremă a formulei $a \vee \neg a$. Priest și Routley consideră că „este plauzibil ca negația intuiționistă să fie privită ca un operator al contrarietății (*a contrary-forming operator*), mai curând decât unul al contradicției (*contradictory-forming*)"[22]. Cei doi autori justifică această caracterizare tot pe baza unei analogii structurale: dacă propozițiile P și Q sunt reciproc contrare, $P \wedge Q$ este cu necesitate falsă („logic falsă"), iar $P \vee Q$ nu este cu necesitate adevărată. Tocmai trăsătura negației intuiționiste de a fi, sub acest aspect, un operator al contrarietății mai curând decât unul al contradicției face, în primul rând, ca sistemul lui Heyting să fie adecvat programului brouwerian de reconstrucție a matematicii, dar iarăși, într-un mod care depășește intențiile intuiționiștilor.

Negația intuiționistă nu este, deci, negația clasică. Această concluzie este sprijinită și de împrejurarea că $\neg\neg a \supset a$ nu este o teoremă intuiționistă. În plus, să observăm că negația intuiționistă nu are un comportament auto-extensional. De pildă, în sistemul lui Heyting, formula $\neg(a \vee b) \supset\subset (\neg a \wedge \neg b)$ este teoremă, dar $\neg\neg(a \vee b) \supset\subset \neg(\neg a \wedge \neg b)$ nu este demonstrabilă.

Comportamentul non-auto-extensional al negației intuiționiste ar putea fi invocat în sprijinul considerării acesteia ca un operator al contrarietății, căci nu în toate cazurile, dacă două propoziții sunt echivalente logic, o contrară a uneia dintre propoziții este echivalentă logic cu o contrară a celeilalte. De pildă, propozițiile „Triunghiul ABC este echiangular" și „Triunghiul ABC este echilateral" sunt echivalente logic; o contrară a primei propoziții este „Triunghiul

[22] [171, p. 176.

ABC este dreptunghic", o contrară a celei de-a doua propoziții este „Triunghiul *ABC* este isoscel" și ultimele două propoziții nu sunt echivalente logic. La fel stau lucrurile și pentru propozițiile categorice. De pildă, propozițiile „Nici un logician nu este fumător" și „Nici un fumător nu este logician" sunt echivalente logic; o contrară a primei propoziții este „Toți logicienii sunt fumători", o contrară a celei de-a doua propoziții este „Toți fumătorii sunt logicieni" și ultimele două propoziții nu sunt echivalente logic.

Să observăm, însă, că sistemul lui Heyting nu poate fi considerat sub *toate* aspectele ca o formalizare a noțiunii de contrară a unei propoziții. În acest sistem, formula $a \supset \neg\neg a$ este teoremă, or implicația logică de la o propoziție la contrara contrarei sale (dacă o putem găsi) nu are loc în toate cazurile. Fie, de pildă, propoziția „Triunghiul *ABC* este echiangular"; o contrară a sa este „Triunghiul *ABC* este dreptunghic", această propoziție are drept contrară pe „Triunghiul *ABC* este obtuzunghic" și prima propoziție nu implică logic pe cea de-a treia. Exemplificând pentru propoziții categorice, fie propoziția „Nici un fumător nu este logician"; o contrară a sa este „Nici un logician nu este nefumător", această propoziție are drept contrară pe „Toți nefumătorii sunt logicieni" și prima propoziție nu implică logic pe cea de-a treia.

3. Negația în sistemul paraconsistent C_1

În 1976, la cel de-al treilea Simpozion Latino-American de Logică Matematică, filosoful peruan F. Miró Quesada propunea ca termenul „paraconsistență" (într-una dintre lecturi, *dincolo de consistență*)

să fie aplicat la studiul teoriilor inconsistente, dar netriviale. O teorie, în cel mai larg înţeles al acestui cuvânt, este inconsistentă în cazul în care conţine sau implică cel puţin o pereche de propoziţii reciproc inconsistente (reciproc contradictorii sau reciproc contrare) şi este netrivială dacă nu acceptă orice propoziţie formulată în limbajul teoriei. Logicile paraconsistente au fost create cu intenţia a fi utilizate în calitate de structuri deductive în analiza/fundamentarea teoriilor inconsistente, dar netriviale.

Fie $\neg$ operatorul negaţie al unui sistem logic L, F(L) mulţimea formulelor bine-formate ale sistemului L şi $\vdash_L$ relaţia sa de consecinţă logică, definită sintactic sau semantic. Se spune că sistemul L este *exploziv* dacă şi numai dacă $\{\varphi, \neg\varphi\} \vdash_L \psi$ pentru oricare două formule $\varphi \in F(L)$ şi $\psi \in F(L)$, cu $\varphi \neq \psi$. Potrivit acestui principiu, numit *ex contradictione quodlibet* (ECQ) sau chiar „principiul exploziei", orice propoziţie este consecinţă logică a unei mulţimi inconsistente de propoziţii sau, altfel spus, orice mulţime inconsistentă de propoziţii este *trivială*. Conţinând acest principiu, logica clasică, diferitele extensii conservatoare ale acesteia, logica intuiţionistă şi multe logici polivalente sunt explozive[23]. Adepţii paraconsistenţei apreciază că folosirea unei logici explozive la analiza/fundamentarea teoriilor inconsistente şi netriviale conduce la acceptarea oricărui enunţ formulat în limbajul teoriei sau, altfel spus, la trivializarea acestora, or unele dintre aceste teorii sunt apreciate ca interesante şi importante[24]. O relaţie de consecin-

[23] La rigoare, denumirea adecvată în cazul logicii intuiţioniste ar fi mai curând *ex contrarie quodlibet*.

[24] A se vedea [16], p. 4.

ță logică este numită *paraconsistentă* dacă și numai dacă nu este explozivă, iar o logică este numită *paraconsistentă* dacă și numai dacă relația sa de consecință logică este paraconsistentă[25]. Prin urmare, o logică paraconsistentă trebuie să respingă ECQ, precum și alte reguli și principii clasice care permit obținerea ECQ și astfel să permită analiza/fundamentarea mulțimilor de propoziții inconsistente în raport cu care se dorește să se tragă concluzii păstrându-se controlul asupra acestora. Printre exemplele predilecte oferite de adepții paraconsistenței se află teoria naivă a mulțimilor, unele versiuni ale calculului infinitezimal și ale fizicii cuantice, diferite teorii filosofice, constituții și alte documente legale, informațiile dintr-o bază de date a unui computer ș.a. În al doilea rând, unii susținători ai paraconsistenței consideră că supoziția conform căreia contradicțiile sunt inacceptabile trebuie să fie eliminată; contradicțiile ar fi *uneori* acceptabile, și anume în cazul teoriilor inconsistente și netriviale.

Newton C. A. da Costa a propus o ierarhie de calcule logice paraconsistente $C_1, \ldots, C_\omega$. Sistemele lui da Costa au fost expuse inițial axiomatic, după care a fost elaborată o semantică bivalentă pentru aceste sisteme, din care rezultă că orice C_n $(1 \leq n < \omega)$ este justificat, complet și decidabil[26]. Considerațiile următoare se referă la sistemul C_1, rezultatele putând fi extinse și la celelalte calcule din ierarhie.

---

[25] A se vedea [16], p. 151.

[26] A se vedea [6]. Am folosit aici „justificat" ca echivalent al termenului din limba engleză „sound"; un sistem axiomatic este justificat (*sound*) dacă satisface *metateorema justificării axiomatizării*: orice teoremă în sens sintactic este teoremă în sens semantic.

Fragmentul propoziţional al limbajului C_1 constă dintr-o mulţime infinită numărabilă de litere propoziţionale şi din operatorii $\neg$ („negaţie"), & („conjuncţie"), $\vee$ („disjuncţie"), $\supset$ („implicaţie") şi $\equiv$ („echivalenţă"). Literele A, B, C etc. sunt folosite în calitate de variabile metalingvistice pentru formule (regulile de formare fiind cele obişnuite). O C_1–evaluare v este o aplicaţie de la mulţimea formulelor la mulţimea $\{1, 0\}$, în care, prin convenţie, cu 1 se notează valoarea logică *adevărat* şi cu 0 valoarea logică *fals*. Condiţiile semantice ale operatorilor &, $\vee$ şi $\supset$ sunt aceleaşi ca în LC, iar operatorul $\equiv$ este introdus prin definiţie în maniera obişnuită. Operatorul $\neg$ este introdus prin următoarele două condiţii semantice:

(1) $v(\neg A) = 1$ dacă $v(A) = 0$
(2) $v(A) = 1$ dacă $v(\neg\neg A) = 1$.

Legea logică şi consecinţa logică au definiţii analoage cu definiţiile clasice. O formulă A este C_1–validă (lege logică în C_1) ddacă pentru orice C_1–evaluare v, $v(A) = 1$. În C_1, o formulă B este consecinţă logică a unei mulţimi de formule Σ, în simboluri $\Sigma \models_{C_1} B$, ddacă pentru orice C_1–evaluare v, $v(A) = 0$ pentru cel puţin o formulă $A \in \Sigma$ sau $v(B) = 1$, ceea ce revine la a spune că nu există nici o C_1–evaluare v în care toate formulele din Σ să ia valoarea 1 şi B să ia valoarea 0. Acum, din condiţia semantică (1) rezultă că dacă $v(A) = 1$, atunci $v(\neg A)$ poate fi 1 sau 0, şi deci $\{A, \neg A\} \not\models_{C_1} B$, căci A şi $\neg A$ pot lua valoarea 1 în v indiferent de $v(B)$, care poate fi 0. Evident, formulele de forma $A \,\&\, \neg A$ nu sunt C_1–inconsistente, proprietate asimilată de da Costa cu respingerea principiului non-contradicţiei, în timp ce orice formulă de forma $A \vee \neg A$

este C_1–validă, căci dacă $v(A) = 1$, atunci $v(A \vee \neg A) = 1$, iar dacă $v(A) = 0$, atunci $v(\neg A) = 1$ și deci $v(A \vee \neg A) = 1$.

Priest și Routley consideră că „negația lui da Costa se comportă ca un operator al subcontrarietății (*a sub-contrary–forming operator*), iar nu ca un operator al contradicției"[27]. Ca și pentru negația intuiționistă, cei doi autori justifică această caracterizare pe baza unei analogii structurale: dacă P și Q sunt reciproc subcontrare, $P \wedge Q$ nu este cu necesitate falsă, iar $P \vee Q$ este cu necesitate adevărată („logic adevărată"). Mai departe, tot așa cum relația de subcontrarietate nu este verifuncțională, deoarece valoarea logică a unei subcontrare Q a unei propoziții P nu depinde exclusiv de valoarea logică a propoziției P, negația lui da Costa nu este un operator verifuncțional, întrucât valoarea logică a unei formule $\neg A$ nu depinde exclusiv de valoarea formulei A. De aici, Priest și Routley trag concluzia drastică potrivit căreia *negația lui da Costa nu este deloc negație*. Acum, această concluzie depinde de ceea ce se înțelege prin „negație" într-un sistem logic și în momentul de față nu există un consens asupra condițiilor pe care trebuie să le îndeplinească un operator unar pentru a fi numit „negație". Oricum, pare rezonabil să considerăm că o condiție minimală standard în acest sens, este următoarea:

(*CN*) Un operator unar $\neg$ este negație dacă și numai dacă pentru cel puțin o valoare desemnată $\top$ și cel puțin o valoare nedesemnată $\bot$ (i) $\neg\top = \bot$ sau (ii) $\neg\bot = \top$.

[27] [17], p. 165.

Evident, prin condiția semantică (1), negația lui da Costa satisface *CN* (ii). În mod clar, însă, nu este vorba despre negația clasică. Această concluzie este sprijinită și de împrejurarea că, potrivit condiției semantice (2), formulele de forma $\neg\neg A \supset A$ sunt C_1–valide, nu și cele de forma $A \supset \neg\neg A$. În plus, ca și negația intuiționistă, negația lui da Costa nu are un comportament auto-extensional. De pildă, în C_1, $A \wedge B$ și $B \wedge A$ sunt echivalente logic, dar $\neg(A \wedge B)$ și $\neg(B \wedge A)$ nu sunt echivalente logic, căci în cazul în care $v(A \wedge B) = v(B \wedge A) = 1$, $v(\neg(A \wedge B))$ poate fi 1 sau 0 și la fel $v(\neg(B \wedge A))$, astfel că $\neg(A \wedge B)$ poate lua valoarea 1 și $\neg(B \wedge A)$ poate lua valoarea 0. Operatorul $\neg$ al lui da Costa este negație, dar, întrucât nu este un operator al contradicției, sistemul C_1 nu respinge *clasica* ECQ sau, altfel spus, nu formalizează ideea că dintr-o propoziție și contradictoria sa nu decurge orice, și nu respinge principiul non-contradicției, care se referă la un raport dintre o formulă și contradictoria sa.

Comportamentul non auto-extensional al negației lui da Costa ar putea fi invocat în sprijinul considerării acesteia ca un operator al subcontrarietății, căci nu în toate cazurile, dacă două propoziții sunt echivalente logic, o subcontrară a uneia dintre propoziții este echivalentă logic cu o subcontrară a celeilalte. De pildă, propozițiile „Dan are cel mult vârsta lui Mihai" și „Mihai are cel puțin vârsta lui Dan" sunt echivalente logic; o subcontrară a primei propoziții este „Dan are cel puțin vârsta lui Mihai", o subcontrară a celei de-a doua propoziții este „Dan și Mihai au vârste diferite" și ultimele două propoziții nu sunt echivalente logic. La fel stau lucrurile și pentru propozițiile categorice. De pildă, „Unele pisici sunt ani-

male blânde" și „Unele animale blânde sunt pisici" sunt echivalente logic; o subcontrară a primei propoziții este „Unele pisici nu sunt animale blânde", o subcontrară a celei de-a doua propoziții este „Unele animale blânde nu sunt pisici" și ultimele două propoziții nu sunt echivalente logic.

Pe de altă parte, sistemul C_1 nu poate fi considerat sub *toate* aspectele ca o formalizare a noțiunii de subcontrară a unei propoziții. Am văzut că în acest sistem, formulele de forma $\neg\neg A \supset A$ sunt C_1–valide, or implicația logică de la subcontrara subcontrarei unei propoziții (dacă o putem găsi) la propoziția respectivă nu are loc în toate cazurile. Fie, de pildă, propoziția „Dan are cel mult vârsta lui Mihai"; o subcontrară a sa este „Dan și Mihai au vârste diferite", această propoziție are drept subcontrară pe „Mihai are cel mult vârsta lui Dan" și ultima propoziție nu implică logic pe prima. Exemplificând pentru propoziții categorice, fie propoziția „Unele erori sunt intenționate"; o subcontrară a sa este „Unele erori sunt neintenționate", o subcontrară a acestei propoziții este „Unele acte intenționate nu sunt erori" și ultima propoziție nu implică logic pe prima.

4. Negația contrară și negația subcontrară[28]

În *Despre interpretare* (7, 17b), Aristotel scria:

> Numesc „contradictorie" afirmația opusă unei negații, când subiectul rămâne același, afirmația este universală, dar

[28] O primă versiune a materialului prezentat în această secțiune a fost publicată în [8].

negația nu este universală. Afirmația „orice om este alb" este contradictoria negației „unii oameni nu sunt albi", după cum tot așa propoziția „nici un om nu este alb" este contradictoria propoziției „unii oameni sunt albi". Dimpotrivă, numesc opuse contrarii afirmația și negația, când amândouă sunt universale, ca în propozițiile „orice om este alb", „nici un om nu este alb", „orice om este drept", „nici un om nu este drept". Se vede că astfel de propoziții nu pot fi deopotrivă adevărate, pe când opusele lor pot fi amândouă adevărate despre același subiect; de exemplu, „unii oameni nu sunt albi" și „unii oameni sunt albi" sunt amândouă adevărate.

În acest pasaj, Aristotel distingea două tipuri de negație: în notația tradițională, propozițiile **O** și **E** sunt, respectiv, *negațiile contradictorii* ale propozițiilor **A** și **I** cu același subiect logic și același predicat logic, iar propozițiile **E** sunt *negațiile contrare* ale propozițiilor **A** cu același subiect logic și același predicat logic. O propoziție și negația sa contradictorie nu pot fi împreună adevărate și nici împreună false, în timp ce o propoziție și negația sa contrară nu pot fi împreună adevărate, dar pot fi împreună false. În privința relației logice dintre propozițiile **I** și **O**, numită mai târziu „subcontrarietate", Aristotel arăta că **I** și **O** pot fi împreună adevărate, dar nu adăuga faptul că **I** și **O** nu pot fi împreună false, deși acest rezultat putea fi dedus din relațiile deja stabilite.

Am văzut că negația LC poate fi privită ca un operator care formează contradictoria unei formule. În LC de ordinul zero, relațiile de contrarietate reciprocă și subcontrarietate reciprocă pot să apară doar la nivelul perechilor de formule în care în cel puțin una dintre formule apare un operator diadic. De pildă, este ușor de verificat că pentru oricare doi atomi pro-

poziționali p și q, formulele q și $p \wedge \sim q$ sunt reciproc contrare, întrucât nu iau împreună valoarea 1, dar pot lua împreună valoarea 0, și că formulele q și $\sim p \supset \sim q$ sunt reciproc subcontrare, întrucât nu iau împreună valoarea 0, dar pot lua împreună valoarea 1. Pe de altă parte, după cum am arătat, caracterizarea negației intuiționiste ca operator al contrarietății și a negației lui da Costa ca operator al subcontrarietății trebuie să fie privite cu anumite rezerve.

În cele ce urmează, prezint o modalitate simplă în care LC de ordinul zero poate fi extinsă pentru a trata adecvat noțiunile de negație contrară și negație subcontrară ca operatori monadici. Această extindere este inspirată de maniera în care este definită negația lui da Costa și se bazează pe o simplificare a noțiunii de *cvasi-matrice*, introdusă în da Costa și Alves, 1977. Prezint, de asemenea, regulile de construire a tabelelor semantice pentru formulele în care apar negațiile contrară și subcontrară.

4.1. Negația contrară

Să considerăm condițiile semantice ale contrarei unei propoziții: *contrara Q a unei propoziții P este falsă, dacă propoziția P este adevărată, iar dacă propoziția P este falsă, atunci Q poate fi sau adevărată, sau falsă, în funcție de starea de fapt la care se referă.* Prin analogie structurală cu condițiile semantice ale contrarei unei propoziții, LC se suplimentează cu un operator $\neg$, numit *negație contrară*, ale cărui condiții semantice sunt următoarele:

Dacă $v(p) = 1$, *atunci* $v(\neg p) = 0$;
Dacă $v(p) = 0$, *atunci* $v(\neg p) = 1$ *sau* $v(\neg p) = 0$.

Conform acestor două condiţii semantice, în aceeaşi interpretare, p şi negaţia sa contrară $\neg p$ nu iau împreună valoarea 1, dar pot lua împreună valoarea 0. Negaţia contrară poate fi definită şi printr-un cvasi-tabel de adevăr, construit după cum urmează: dacă lui p i s-a atribuit valoarea 1, atunci lui $\neg p$ i se atribuie valoarea 0, iar dacă lui p i s-a atribuit valoarea 0, atunci sub $\neg p$ se bifurcă (pe orizontală) rândul respectiv şi într-o parte lui $\neg p$ i se atribuie valoarea 1, iar în cealaltă parte i se atribuie valoarea 0[29]. Obţinem astfel următorul tabel pentru negaţia contrară:

p	$\neg p$
1	0
0	1
	0

Din acest tabel reiese şi că dacă $\neg p$ ia valoarea 1, atunci p ia valoarea 0, iar dacă $\neg p$ ia valoarea 0, atunci p poate lua valoarea 1 sau valoarea 0.

După cum am văzut, conform condiţiilor semantice ale unei contrare Q a unei propoziţii P, $P \wedge Q$ este cu necesitate falsă („logic falsă"), în timp ce $P \vee Q$ nu este cu necesitate adevărată (nu este „logic adevărată"), întrucât P şi Q pot fi împreună false. Pentru a constata ce statut logic au formulele analoge structural, respectiv $p \wedge \neg p$ şi $p \vee \neg p$, vom construi un tabel cu bifurcaţia corespunzătoare:

[29] Subliniez că apariţia unei bifurcaţii înseamnă că lui $\neg p$ i se poate atribui valoarea 1 sau valoarea 0, iar nu că i se atribuie ambele valori.

p	$\neg p$	$p \wedge \neg p$	$p \vee \neg p$
1	0	0	1
0	1	0	1
	0	0	0

După cum reiese din acest tabel, formula $p \wedge \neg p$ este logic falsă, iar formula $p \vee \neg p$ nu este logic adevărată. De notat că relația de contrarietate reciprocă nu este verifuncțională, deoarece valoarea logică a unei contrare Q a unei propoziții P nu depinde exclusiv de valoarea logică a propoziției P, iar negația contrară nu este un operator verifuncțional, întrucât valoarea logică a lui $\neg p$ nu depinde exclusiv de valoarea logică a lui p. Apoi, folosind procedeul tabelelor cu bifurcații, se poate constata că formula $p \supset \neg\neg p$ nu este logic adevărată (și nici $\neg\neg p \supset p$), ceea ce arată că și sub acest aspect, $\neg p$ poate fi caracterizată ca negație contrară a lui p. În fine, negația contrară nu este auto-extensională: date fiind formulele echivalente logic φ și ψ, în cazul în care $v(\varphi) = v(\psi) = 0$, $v(\neg\varphi)$ poate fi 1 sau 0 și la fel $v(\neg\psi)$, astfel că $\neg\varphi$ poate lua valoarea 1 și $\neg\psi$ poate lua valoarea 0.

4.2 Negația subcontrară

Să considerăm acum condițiile semantice ale subcontrarei unei propoziții: *subcontrara Q a unei propoziții P este adevărată, dacă propoziția P este falsă, iar dacă propoziția P este adevărată, atunci Q poate fi sau adevărată, sau falsă, în funcție de starea de fapt la care se refe-*

ră. Prin analogie structurală cu condițiile semantice ale subcontrarei unei propoziții, **LC** se suplimentează cu un operator $\neg\!|$, numit *negație subcontrară*, ale cărui condiții semantice sunt următoarele:

Dacă $v(p) = 0$, *atunci* $v(\neg\!|p) = 1$;
Dacă $v(p) = 1$, *atunci* $v(\neg\!|p) = 1$ *sau* $v(\neg\!|p) = 0$

Conform acestor două condiții semantice, în aceeași interpretare, p și negația sa subcontrară $\neg\!|p$ nu iau împreună valoarea 0, dar pot lua împreună valoarea 1. Negația subcontrară poate fi definită și printr-un cvasi-tabel de adevăr, construit după cum urmează: dacă lui p i s-a atribuit valoarea 0, atunci lui $\neg\!|p$ i se atribuie valoarea 1, iar dacă lui p i s-a atribuit valoarea 1, atunci sub $\neg\!|p$ se bifurcă (pe orizontală) rândul respectiv și într-o parte lui $\neg\!|p$ i se atribuie valoarea 1, iar în cealaltă parte i se atribuie valoarea 0[30]. Obținem astfel următorul tabel pentru negația subcontrară:

p	$\neg\!\|p$
1	1
	0
0	0

Din acest tabel reiese și că dacă $\neg\!|p$ ia valoarea 0, atunci p ia valoarea 1, iar dacă $\neg\!|p$ ia valoarea 1, atunci p ia valoarea 1 sau valoarea 0.

[30] Subliniez și aici că apariția unei bifurcații înseamnă că lui $\neg\!|p$ i se poate atribui valoarea 1 sau valoarea 0, iar nu că i se atribuie ambele valori.

Am văzut că, potrivit condițiilor semantice ale unei subcontrare Q a unei propoziții P, $P \wedge Q$ nu este cu necesitate falsă (nu este „logic falsă"), întrucât P și Q pot fi împreună adevărate, în timp ce $P \vee Q$ este cu necesitate adevărată (este „logic adevărată"). Pentru a constata ce statut logic au formulele analoge structural, respectiv $p \wedge \neg p$ și $p \vee \neg p$, vom construi un tabel cu bifurcația corespunzătoare:

p	$\neg p$	$p \wedge \neg p$	$p \vee \neg p$
1	1	1	1
	0	0	1
0	1	0	1

După cum reiese din acest tabel, formula $p \wedge \neg p$ nu este logic falsă, iar formula $p \vee \neg p$ este logic adevărată. Și aici să notăm că, după cum am văzut, relația de subcontrarietate nu este verifuncțională, iar negația subcontrară, ca și negația lui da Costa, nu este un operator verifuncțional, întrucât valoarea logică a lui $\neg p$ nu depinde exclusiv de valoarea logică a lui p. Apoi, ca și pentru negația contrară, folosind procedeul tabelelor cu bifurcații, se poate constata că $\neg\neg p \supset p$ nu este lege logică (și nici $p \supset \neg\neg p$), ceea ce arată că și sub acest aspect, $\neg p$ poate fi caracterizată ca negație subcontrară a lui p. În fine, negația subcontrară nu este auto-extensională: date fiind formulele echivalente logic φ și ψ, când $v(\varphi) = v(\psi) = 1$, $v(\neg\varphi)$ poate fi 1 sau 0 și la fel $v(\neg\psi)$, astfel că $\neg\varphi$ poate lua valoarea 1 și $\neg\psi$ poate lua valoarea 0.

4.3 Relațiile dintre negațiile contradictorie, contrară și subcontrară

Următorul cvasi-tabel de adevăr prezintă relațiile formale dintre negațiile contradictorie (clasică), contrară și subcontrară:

p	$\neg p$	$\sim p$	Πp	$\neg p \supset \sim p$	$\sim p \supset \Pi p$	$\neg p \supset \Pi p$
1	0	0	1	1	1	1
			0		1	1
0	1	1	1	1	1	1
	0			1		1

După cum reiese din acest tabel, următoarele formule sunt logic adevărate (sub fiecare formulă am menționat relația propozițională cu care formula respectivă este analogă structural):

(1) $\neg p \supset \sim p$

O contrară a unei propoziții implică logic contradictoria acelei propoziții

(2) $\sim p \supset \Pi p$

Contradictoria unei propoziții implică logic o subcontrară a acelei propoziții

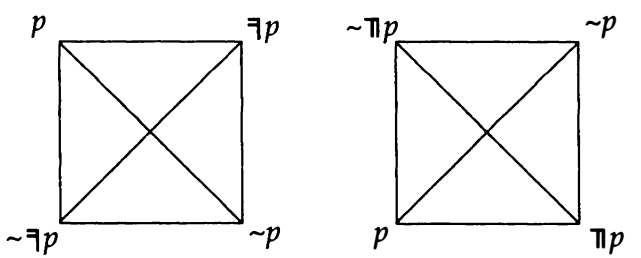
(3) $\neg p \supset \Pi p$

O contrară a unei propoziții implică logic o subcontrară a acelei propoziții.

De asemenea, se poate constata că nici una dintre reciprocele formulelor (1) – (3) nu este logic adevărată, tot așa cum nici una dintre reciprocele relațiilor

propoziţionale menţionate nu are loc[31]. Fie φ şi ψ două formule oarecare. Dacă $\varphi \supset \psi$ este logic adevărată („φ implică logic ψ"), dar $\psi \supset \varphi$ nu este logic adevărată („ψ nu implică logic φ"), se spune că *φ este mai tare ca ψ* şi, reciproc, că *ψ este mai slabă ca φ*. Formulele (1), (2) şi (3) arată că, între cele trei tipuri de negaţie, negaţia contrară este cea mai tare, iar negaţia subcontrară este cea mai slabă.

Cu ajutorul cvasi-tabelelor de adevăr este uşor de verificat că, pe lângă implicaţia logică de la $\exists p$ la $\sim p$, p implică logic $\sim\exists p$, iar $\sim\exists p$ şi $\sim p$ sunt reciproc subcontrare. De asemenea, este uşor de verificat că, pe lângă implicaţia logică de la $\sim p$ la $\nexists p$, $\sim\nexists p$ implică logic p, iar $\sim\nexists p$ şi $\sim p$ sunt contrare reciproc. Cu alte cuvinte, au loc următoarele relaţii de tip „pătrat logic":



[31] Dincolo de aspectul formal, interpretarea formulei (3) pare a ridica o problemă: putem găsi o contrară şi o subcontrară a aceleiaşi propoziţii? Iată un exemplu: propoziţiile „Nici un logician nu este nefumător" şi „Unii logicieni nu sunt nefumători" sunt, respectiv, contrara şi subcontrara propoziţiei „Sunt mai puţini logicieni fumători decât logicieni nefumători" (a se vedea [9], I, secţ. 3.6). Oricum, deşi în această secţiune nu am în vedere propoziţiile categorice şi nici pe cele plurative, formula (3), ca şi formulele (1) şi (2), se va dovedi utilă în evidenţierea altor proprietăţi ale negaţiei contrare şi ale celei subcontrare.

În continuare, voi evidenția unele proprietăți inferențiale formale ale negației contrare și a celei subcontrare, luând ca reper negația contradictorie. În LC, relația de consecință logică autorizează, între altele, următoarele:

(4) $\{p \supset q, \sim q\} \models_{LC} \sim p$ (6) $\{p \supset q, p \supset \sim q\} \models_{LC} \sim p$
(5) $\{p \vee q, \sim p\} \models_{LC} q$ (7) $\{p \wedge \sim p\} \models_{LC} q$.

Fie ψ o formulă oarecare, $\varphi[\sim\psi]$ o formulă în care apare $\sim\psi$, $\varphi[\neg\psi]$ o formulă obținută din $\varphi[\sim\psi]$ prin înlocuirea tuturor aparițiilor lui $\sim\psi$ cu $\neg\psi$ și $\varphi[\top\psi]$ o formulă obținută din $\varphi[\sim\psi]$ prin înlocuirea tuturor aparițiilor lui $\sim\psi$ cu $\top\psi$. Înțelegând prin „întărirea unei forme de premisă" înlocuirea unei forme de premisă $\varphi[\sim\psi]$ cu forma de premisă $\varphi[\neg\psi]$ și prin „atenuarea unei forme de concluzie" înlocuirea unei forme de concluzie $\varphi[\sim\psi]$ cu forma de concluzie $\varphi[\neg\psi]$ și aplicând principiul *întărirea unei forme de premisă sau atenuarea formei concluziei păstrează validitatea*, din (4) – (7) obținem următoarele:

(8) $\{p \supset q, \neg q\} \models_{LC} \sim p$ (12) $\{p \supset q, \sim q\} \models_{LC} \top p$

(9) $\{p \vee q, \neg p\} \models_{LC} q$ (13) $\{p \supset q, p \supset \sim q\} \models_{LC} \top p$

(10) $\{p \supset q, p \supset \neg q\} \models_{LC} \sim p$ (14) $\{p \supset q, \neg q\} \models_{LC} \top p$

(11) $\{p \wedge \neg p\} \models_{LC} q$ (15) $\{p \supset q, p \supset \neg q\} \models_{LC} \top p$.

Schemele (8) – (11) au fost obținute, respectiv, din (4) – (7) prin întărirea unei forme de premisă, schemele (12) și (13) au fost obținute, respectiv, din (4) și (6) prin atenuarea formei concluziei, iar schemele (14)

și (15) au fost obținute, respectiv, din (4) și (6) prin întărirea unei forme de premisă și atenuarea formei concluziei.

Validitatea schemelor (8) – (15) se poate verifica cu ajutorul cvasi-tabelelor de adevăr, transcriind implicațional schema respectivă. Iată un exemplu pentru schema (8):

$p\ q$	$p \supset q$	$\neg q$	$(p \supset q) \wedge \neg q$	$\sim p$	$((p \supset q) \wedge \neg q) \supset \sim p$
1 1	1	0	0	0	1
1 0	0	1	0	0	1
		0	0		1
0 1	1	0	0	1	1
0 0	1	1	1	1	1
		0	0		1

Pe de altă parte, este ușor de văzut că $\{p \wedge \sim p\} \not\models_{LC} q$ (analog structural: *dintr-o propoziție și o subcontrară a sa nu decurge orice*).

4.4. Aplicații

Următoarele exemple ilustrează utilizarea negației contrare și a celei subcontrare în rezolvarea unor probleme privind validitatea formală a argumentelor cu propoziții compuse, în raport cu care mijloacele obișnuite ale LC sunt insuficiente, precum și unele particularități ale construirii cvasi-tabelelor de adevăr.

Pentru a formaliza un argument în limbajul propozițional clasic, se stipulează o listă de corespon-

denţe între propoziţiile simple distincte din argument şi variabile propoziţionale distincte şi între expresiile logice şi operatorii propoziţionali corespunzători acestora. Pentru a putea infera de la validitatea (nevaliditatea) unei scheme de argument la validitatea (nevaliditatea) argumentului care a fost formalizat, formalizarea respectivă trebuie să îndeplinească următoarea *condiţie de adecvare* (necesară): argumentul obţinut prin refacerea în sens invers a corespondenţelor stipulate în formalizare, care poate fi numit „argument recuperat", este acelaşi sau „spune" acelaşi lucru cu argumentul care a fost formalizat[32]. Să considerăm următorul argument:

(i) Dacă ai înţeles bine lecţia, atunci exerciţiile ţi se par uşoare. Exerciţiile ţi se par grele. Deci nu ai înţeles bine lecţia.

Să punem în corespondenţă pe „p" cu „Ai înţeles bine lecţia" şi pe „q" cu „Exerciţiile ţi se par uşoare". Atunci, un candidat la formalizarea argumentului (i) este schema de argument validă

(ii) $p \supset q, \sim q \ / \sim p.$

Nu putem, însă, să inferăm de la validitatea schemei (ii) la validitatea argumentului (i). Înlocuind în (ii) variabilele propoziţionale prin propoziţiile respective, specificate în lista de corespondenţe, pe „$\supset$" cu „dacă ..., atunci ..." şi pe „$\sim$" cu „nu este cazul că", argumentul recuperat din (ii) este:

---

[32] Vezi [23], cap. 2, secţ. 3.

(iii) Dacă ai înțeles bine lecția, atunci exercițiile ți se par ușoare. Nu este cazul că exercițiile ți se par ușoare. Deci nu este cazul că ai înțeles bine lecția.

După cum se poate constata, în locul premisei „Exercițiile ți se par grele" din argumentul (i), în (iii) a apărut premisa „Nu este cazul că exercițiile ți se par ușoare", or poți să nu apreciezi exercițiile ca fiind ușoare fără să le apreciezi ca fiind grele, ci, să zicem, ca fiind de dificultate medie. Prin urmare, întrucât (iii) nu spune același lucru cu (i), formalizarea lui (i) prin (ii) nu este adecvată.

Să considerăm acum o listă de corespondențe diferită, în care „*p*" corespunde cu „Ai înțeles bine lecția", „*q*" cu „Exercițiile ți se par ușoare" și „*r*" cu „Exercițiile ți se par grele". Atunci, un al doilea candidat la formalizarea argumentului (i) este:

(iv) $p \supset q, r \; / \; \sim p.$

Este ușor de văzut că (iv) este o formalizare adecvată. Totuși, (iv) este o schemă nevalidă, în timp ce (i) este un argument intuitiv valid. Ca atare, deși nici una dintre cele două formalizări nu este întru totul satisfăcătoare, cea de-a doua formalizare apare ca fiind „mai puțin bună" decât prima.

În schema (iv), propozițiile „Exercițiile ți se par ușoare" și „Exercițiile ți se par grele" au fost luate ca fiind independente logic, or nu acesta este cazul. Pe de altă parte, inadecvarea primei formalizări a apărut datorită faptului că premisa „Exercițiile ți se par grele" a fost redată prin „$\sim q$", fiind astfel luată drept contradictoria propoziției „Exercițiile ți se par

uşoare", redată prin „q", or nici acesta nu este cazul. Cele două propoziţii nu pot fi împreună adevărate, dar pot fi împreună false (în cazul în care persoana în chestiune apreciază că exerciţiile respective sunt de dificultate medie), deci propoziţia „Exerciţiile ţi se par grele" este contrara propoziţiei „Exerciţiile ţi se par uşoare", iar nu contradictoria sa. Astfel, vom considera următoarea listă de corespondenţe: „p" – „Ai înţeles bine lecţia", „q" – „Exerciţiile ţi se par uşoare" şi „$\neg q$" – „Exerciţiile ţi se par grele". Conform acestor corespondenţe, un al treilea candidat la formalizarea argumentului (i), care nu ar putea fi obţinut cu mijloacele obişnuite ale logicii clasice, este

(v) $p \supset q, \neg q \; / \; \sim p.$

După cum am arătat în paragraful anterior, schema (v) este validă şi este uşor de văzut că formalizarea care a condus la schema (v) este adecvată.

Următoarele două exemple arată că procedeul cvasi-tabelelor de adevăr nu este pur mecanic. Fie următorul argument:

(vii) Dacă matematica ţi se pare uşoară, atunci logica ţi se pare uşoară. Logica ţi se pare de dificultate medie. Deci matematica ţi se pare grea.

Cea de-a doua premisă şi concluzia sunt, respectiv, contrare ale consecventului şi antecedentului primei premise. Astfel, (vi) se formalizează adecvat prin

(vii) $p \supset q, \neg q \; / \; \neg p.$

Următorul cvasi-tabel de adevăr arată că (vii) este o schemă nevalidă; prin urmare, argumentul (vi) este nevalid:

p q	$p \supset q$	$\neg q$	$(p \supset q) \wedge \neg q$	$\neg p$	$((p \supset q) \wedge \neg q) \supset \neg p$
1 1	1	0	0	0	1
1 0	0	1	0	0	1
		0	0		1
0 1	1	0	0	1	1
				0	1
0 0	1	1	1	1	1
					0
		0	0	0	1
					1

Să observăm că în interpretarea în care $v(p) = v(q) = 0$, apar două bifurcații de care trebuie să se țină cont în calcularea valorilor ultimului condițional: una sub antecedent, $(p \supset q) \wedge \neg q$, și una sub consecvent, $\neg p$. Întrucât în această interpretare, dacă antecedentul ia valoarea 1, consecventul poate lua valoarea 1 sau valoarea 0 și dacă antecedentul ia valoarea 0, consecventul poate lua valoarea 1 sau valoarea 0, valorile pe care le ia ultimul condițional se calculează considerând pentru antecedent și consecvent toate cele patru combinații posibile, i.e. $1 \supset 1$, $1 \supset 0$, $0 \supset 1$ și $0 \supset 0$.

În următorul argument apar două contrare ale aceleiași propoziții:

(viii) Nu este aceeași temperatură ca ieri. Deci este mai cald ca ieri sau este mai frig ca ieri.

Propozițiile „Este mai cald ca ieri" și „Este mai frig ca ieri" sunt contrare ale propoziției „Este aceeași

temperatură ca ieri"; punând în corespondență pe „$\neg_1 p$", „$\neg_2 p$" și „p", respectiv, cu aceste trei propoziții, argumentul (viii) se formalizează adecvat prin

(ix) $\sim p \;/\; \neg_1 p \vee \neg_2 p$

Înainte de a prezenta cvasi-tabelul de adevăr pentru (ix), să observăm că, spre deosebire de cazul propozițiilor categorice (și plurative), unde contrarele/subcontrarele neechivalente ale unei propoziții sunt logic independente[33], în cazul propozițiilor simple (atomare) care ne interesează aici, dacă o astfel de propoziție are două contrare/subcontrare neechivalente, atunci contrarele/subcontrarele respective sunt, la rândul lor, reciproc contrare/subcontrare. Să considerăm cele trei propoziții din (viii). Dacă „Este aceeași temperatură ca ieri" este adevărată, atunci celelalte două propoziții sunt false, iar dacă „Este aceeași temperatură ca ieri" este falsă, atunci o contrară a sa este falsă, cealaltă fiind adevărată. Exemplificând pentru subcontrare, propozițiile „Dan are cel puțin vârsta lui Mihai" și „Dan și Mihai au vârste diferite" sunt subcontrare ale propoziției „Dan are cel mult vârsta lui Mihai". Dacă „Dan are cel mult vârsta lui Mihai" este falsă, atunci celelalte două propoziții sunt adevărate, iar dacă „Dan are cel mult vârsta lui Mihai" este adevărată, atunci o subcontra-

[33] De exemplu, propozițiile „Toți logicienii sunt nefumători" și „Toți nefumătorii sunt logicieni" sunt contrare logic independente ale propoziției „Toți logicienii sunt fumători", iar propozițiile „Unii logicieni nu sunt fumători" și „Unii fumători nu sunt logicieni" sunt subcontrare logic independente ale propoziției „Unii logicieni sunt fumători". Pentru detalii în această privință, vezi [9], I, secț. 3.2 și 3.6.

ră a sa este adevărată, cealaltă fiind falsă. Următoarele două cvasi-tabele de adevăr sunt, respectiv, analoge structural cu cele două cazuri ilustrate aici:

p	$\neg_1 p$	$\neg_2 p$
1	0	0
0	1	0
	0	1

p	$\neg_1 p$	$\neg_2 p$
1	1	0
	0	1
0	1	1

Din tabelul din stânga reiese că pentru orice pereche de formule din mulțimea $\{p, \neg_1 p, \neg_2 p\}$, formulele respective nu pot lua împreună valoarea 1, dar pot lua împreună valoarea 0, iar din tabelul din dreapta reiese că pentru orice pereche de formule din mulțimea $\{p, \overline{\neg}_1 p, \overline{\neg}_2 p\}$, formulele respective nu pot lua împreună valoarea 0, dar pot lua împreună valoarea 1.

Revenind la argumentul (viii), următorul cvasi-tabel de adevăr arată că (ix) este o schemă validă; prin urmare, întrucât formalizarea care a condus de la

p	$\sim p$	$\neg_1 p$	$\neg_2 p$	$\neg_1 p \vee \neg_2 p$	$\sim p \supset (\neg_1 p \vee \neg_2 p)$
1	0	0	0	0	1
0	1	1	0	1	1
		0	1	1	1

(viii) la (ix) este adecvată, argumentul (viii) este valid:

Aici observăm că în interpretarea în care p ia valoarea 0, apar două bifurcații de care trebuie să se țină cont în calcularea valorilor disjuncției $\neg_1 p \vee \neg_2 p$: una sub $\neg_1 p$, cealaltă sub $\neg_2 p$. Întrucât în această interpretare $\neg_1 p$ și $\neg_2 p$ nu pot lua aceeași valoare logică, valorile pe care le ia disjuncția $\neg_1 p \vee \neg_2 p$ se calculează considerând doar combinațiile $1 \vee 0$ și $0 \vee 1$. Iată un alt exemplu de același tip:

p	q	r	$\neg_1 r$	$\neg_2 r$	$p \supset \neg_1 r$	$q \supset \neg_2 r$	$p \supset \neg_1 r \wedge q \supset \neg_2 r$
1	1	0	1	0	1	0	0
			0	1	0	1	0

Verificarea validității următorului argument face apel la negația subcontrară:

(x) Dacă Dan are cel puțin 1,80 m înălțime, atunci va fi primit în echipa de baschet a facultății. Dan are o înălțime diferită de 1,80 m și nu va fi primit în echipa de baschet a facultății. Deci Dan are cel mult 1,80 m înălțime.

Propozițiile „Dan are cel puțin 1,80 m înălțime" și „Dan are o înălțime diferită de 1,80 m" sunt subcontrare ale propoziției „Dan are cel mult 1,80 m înălțime"; punând în corespondență pe „$\neg_1 p$", „$\neg_2 p$", și „p", respectiv, cu aceste trei propoziții, argumentul (x) se formalizează adecvat prin

(x) $\neg_1 p \supset q,\ \neg_2 p \wedge \sim q \ /\ p.$

Următorul cvasi-tabel de adevăr arată că (ix) este o schemă validă; prin urmare, argumentul (x) este valid:

p	q	$\mathbb{1}_1 p$	$\mathbb{1}_2 p$	$\sim q$	$\mathbb{1}_1 p \supset q$	$\mathbb{1}_2 p \wedge \sim q$	$(\mathbb{1}_1 p \supset q) \wedge (\mathbb{1}_2 p \wedge \sim q)$	$\supset$
1	1	1	0	0	1	0	0	1
							0	1
		0	1		1	0	0	1
							0	1
1	0	1	0	1	0	0	0	1
							0	1
		0	1		1	1	0	1
							1	1
0	1	1	1	0	1	0	0	1
0	0	1	1	1	0	1	0	1

4.5. Tablouri semantice

În cele ce urmează, prezint regulile de construire a tablourilor semantice pentru formulele în care apar negațiile contrară și subcontrară. În aceste reguli, „$V[\varphi]$" desemnează situația în care formula φ ia valoarea *adevărat*, iar „$F[\varphi]$" desemnează situația în care formula φ ia valoarea *fals*.

α–reguli („și"):

$V_{\wedge}$ $\{\Gamma, V[\varphi \wedge \psi]\} \Rightarrow \{\Gamma, V[\varphi], V[\psi]\}$

$F_{\vee}$ $\{\Gamma, F[\varphi \vee \psi]\} \Rightarrow \{\Gamma, F[\varphi], F[\psi]\}$

$F_{\supset}$ $\{\Gamma, F[\varphi \supset \psi]\} \Rightarrow \{\Gamma, V[\varphi], F[\psi]\}$

$V_{\sim}$ $\{\Gamma, V[\sim\varphi]\} \Rightarrow \{\Gamma, F[\varphi]\}$

$F_{\sim}$ $\{\Gamma, F[\sim\varphi]\} \Rightarrow \{\Gamma, V[\varphi]\}$

$V_{\mathbb{1}}$ $\{\Gamma, V[\mathbb{1}\varphi]\} \Rightarrow \{\Gamma, F[\varphi]\}$

$F_{\mathbb{1}}$ $\{\Gamma, F[\mathbb{1}\varphi]\} \Rightarrow \{\Gamma, T[\varphi]\}$

β–reguli („sau"):

$F_{\wedge}$ $\{\Gamma, F[\varphi \wedge \psi]\} \Rightarrow \{\Gamma, F[\varphi]\}, \{\Gamma, F[\psi]\}$

$V_{\vee}$ $\{\Gamma, V[\varphi \vee \psi]\} \Rightarrow \{\Gamma, V[\varphi]\}, \{\Gamma, V[\psi]\}$

$V_{\supset}$ $\{\Gamma, V[\varphi \supset \psi]\} \Rightarrow \{\Gamma, F[\varphi]\}, \{\Gamma, V[\psi]\}$

$F_{\neg}$ $\{\Gamma, F[\neg\varphi]\} \Rightarrow \{\Gamma, V[\varphi]\}, \{\Gamma, F[\varphi]\}$

$V_{\neg}$ $\{\Gamma, V[\neg\varphi]\} \Rightarrow \{\Gamma, V[\varphi]\}, \{\Gamma, F[\varphi]\}$

$F_{A\neg}$ $\{\Gamma, F[\varphi]\} \Rightarrow \{\Gamma, V[\neg_1\varphi]\}, \{\Gamma, V[\neg_2\varphi]\}$

$V_{A\neg}$ $\{\Gamma, V[\varphi]\} \Rightarrow \{\Gamma, V[\neg_1\varphi]\}, \{\Gamma, V[\neg_2\varphi]\}$.

Ultimele două β–reguli se aplică, dacă este cazul, la analiza formulelor în care apar două negații contrare sau două negații subcontrare ale aceluiași atom propozițional. Noțiunile de *configurație închisă* și *tablou închis* sunt cele obișnuite.

Să considerăm condiționalul corespunzător argumentului (i),

$$((p \supset q) \wedge \neg q) \supset \sim p.$$

Presupunând

$$F[((p \supset q) \wedge \neg q) \supset \sim p],$$

construim un tablou semantic după cum urmează:

1. $\{F[((p \supset q) \wedge \neg q) \supset \sim p]\}$
2. $\{V[(p \supset q) \wedge \neg q], F[\sim p]\}$ 1, $F_{\supset}$

3. $\{V[p \supset q], V[\neg q], V[p]\}$ 2, $V_{\wedge}$, $F_{\sim}$
4. $\{V[p \supset q], F[q], V[p]\}$ 3, $V_{\neg}$

În acest punct aplicăm β–regula $V_{\supset}$ la $V[p \supset q]$, construind doi descendenţi ai configuraţiei 4:

4.1 $\{F[p], F[q], V[p]\}$ 4.2 $\{V[q], F[q], V[p]\}$ 4, $V_{\supset}$.

Întrucât configuraţiile 4.1 şi 4.2 sunt închise, tabloul este închis şi deci formula analizată este logic adevărată.

Fie acum condiţionalul corespunzător argumentului (vi):

$$((p \supset q) \wedge \neg q) \supset \neg p.$$

Presupunând

$$F[((p \supset q) \wedge \neg q) \supset \neg p],$$

construim un tablou semantic după cum urmează:

1. $\{F[((p \supset q) \wedge \neg q) \supset \neg p\,]\}$
2. $\{V[(p \supset q) \wedge \neg q], F[\neg p\,]\}$ 1, $F_{\supset}$
3. $\{V[p \supset q], V[\neg q], F[\neg p\,]\}$ 2, $V_{\wedge}$
4. $\{V[p \supset q], F[q], F[\neg p\,]\}$ 3, $V_{\neg}$.

Aplicăm regula $V_{\supset}$ şi construim doi descendenţi ai configuraţiei 4:

4.1 $\{F[p], F[q], F[\neg p\,]\}$ 4.2 $\{V[q], F[q], F[\neg p\,]\}$ 4 $V_{\supset}$

Configuraţia 4.2 este închisă, aşa încât continuăm analiza configuraţiei 4.1, aplicând β–regula $F_{\neg}$ şi construind doi descendenţi ai acestei configuraţii:

4.1.1 $\{F[p], F[q], V[p]\}$ 4.1.2 $\{F[p], F[q], F[p]\}$ 4.1 $F_{\neg}$

Întrucât configurația 4.1.2 nu este închisă, tabloul nu este închis și deci formula analizată nu este logic adevărată.

Fie acum condiționalul corespunzător argumentului (viii):

$$\sim p \supset (\neg_1 p \vee \neg_2 p).$$

Presupunând

$$F[\sim p \supset (\neg_1 p \vee \neg_2 p)],$$

construim un tablou semantic după cum urmează:

1. $\{F[\sim p \supset (\neg_1 p \vee \neg_2 p)]\}$
2. $\{V[\sim p], F[\neg_1 p \vee \neg_2 p]\}$ 1, $F_{\supset}$
3. $\{F[p], F[\neg_1 p \vee \neg_2 p]\}$ 2, $V_{\sim}$
4. $\{F[p], F[\neg_1 p], F[\neg_2 p]\}$ 3, $F_{\vee}$

În acest punct aplicăm β–regula $F_{A\neg}$ la $F[p]$, construind doi descendenți ai configurației 4:

4.1 $\{V[\neg_1 p], F[\neg_1 p], F[\neg_2 p]\}$ 4.2 $\{V[\neg_2 p], F[\neg_2 p]\}$ $F[\neg_1 p]$, 4, $F_{A\neg}$

Întrucât configurațiile 4.1 și 4.2 sunt închise, tabloul este închis și deci formula analizată este logic adevărată.

În fine, tabloul semantic pentru condiționalul corespunzător argumentului (x) se construiește după cum urmează:

1. $\{F[((\Pi_1 p \supset q) \wedge (\Pi_2 p \,\&\, \sim q)) \supset p]\}$
2. $\{V[(\Pi_1 p \supset q) \wedge (\Pi_2 p \wedge \sim q)], F[p]\}$ 1, $F_{\supset}$

3. $\{V[\Pi_1 p \supset q], V[\Pi_2 p], V[\sim q], F[p]\}$ 2, $V_\wedge \times 2$
4. $\{V[\Pi_1 p \supset q], V[\Pi_2 p], F[q], F[p]\}$ 3, $V_\sim$

În acest punct putem aplica sau β–regula $V_\supset$ la $V[\Pi_1 p \supset q]$, sau β–regula $V_\neg$ la $V[\Pi_2 p]$. Alegând prima variantă, obținem doi descendenți ai configurației 4:

4.1 $\{F[\Pi_1 p], V[\Pi_2 p], F[q], F[p]\}$ 4.2 $\{V[q], V[\Pi_2 p], F[q], F[p]\}$ 4, $V_\supset$

Configurația 4.2 este închisă, așa încât continuăm analiza configurației 4.1, la care putem aplica sau α–regula F_Π la $F[\Pi_1 p]$, sau β–regula V_Π la $V[\Pi_2 p]$. Întrucât prin alegerea celei de-a doua variante am obține doi descendenți ai configurației 4.1, alegem prima variantă și obținem:

4.1.1 $\{V[p], V[\Pi_2 p], F[q], F[p]\}$.

Întrucât și configurația 4.1.1 este închisă, tabloul este închis și deci formula analizată este logic adevărată.

REFERINȚE BIBLIOGRAFICE

[1] Becker, O., *Fundamentele matematicii*, București, Editura Științifică, 1968.

[2] Brouwer, L. E. J., 1968a, „Teoria intuiționistă a mulțimilor" (1920), în Becker, 1968.

[3] Brouwer, L. E. J., 1968b, „Asupra semnificației terțului exclus în matematică, îndeosebi în teoria funcțiilor" (1925), în Becker, 1968.

[4] Brouwer, L. E. J., 1968c, „Consideraţii intuiţioniste asupra formalismului" (1928), în Becker, 1968.

[5] Brouwer, L. E. J., 1974, „Conştiinţă, filosofie şi matematică" (1940), în I. Pârvu (ed.), *Epistemologie. Orientări contemporane*, Bucureşti, Editura Politică, 1974.

[6] da Costa, N. C. A. şi Alves, E. H., „A semantical analysis of the calculi C_n", în *Notre Dame Journal of Formal Logic*, XVIII, 4, 1977.

[7] Gheorghiu, D., „Principiile necontradicţiei şi terţului exclus, raporturile de opoziţie din pătratul logic şi noţiunea de negaţie", în *Analele Universităţii Bucureşti. Filosofie*, XLIV, 1995.

[8] Gheorghiu, D., „Negaţia contrară şi negaţia subcontrară", în *Analele Universităţii Bucureşti. Filosofie*, XLV, 1997.

[9] Gheorghiu, D., *Logică generală*, vol. I, vol. II, Bucureşti, Editura Fundaţiei *România de Mâine*, 2001.

[10] Heyting, A., *Intuitionism: An Introduction*, Amsterdam; North-Holland, 1956.

[11] Kleene, *Mathematical Logic*, New York, John Wiley and Sons, 1967.

[12] Kneale, W. şi Kneale, M., *Dezvoltarea logicii*, vol. II, Cluj-Napoca, Editura Dacia, 1975.

[13] Körner, S., *Introducere în filosofia matematicii*, Bucureşti, Editura Ştiinţifică, 1965.

[14] Nagel, E., „Logic without Ontology", în J. H. Krikorian (ed.), *Naturalism and the Human Spirit*, New York, 1944.

[15] Priest, G., 1987, *In Contradiction*, Kluwer Academic Publisher.

[16] Priest, G. şi Routley, R., „Introduction to Paraconsistent Logic", în *Studia Logica* 43, 1984.

[17] Priest, G. şi Routley, R., 1989a, „Systems of Paraconsistent Logic", în Priest, G., Routley, R. şi Norman, J. (eds.), 1989.

[18] Priest, G. şi Routley, R., 1989b, „Applications of Paraconsistent Logic", în Priest, G., Routley, R. şi Norman, J. (eds.), 1989.

[20] Priest, G. și Routley, R., 1989c, „The Philosophical Significance and Inevitability of Paraconsistency", în Priest, G., Routley, R. și Norman, J. (eds.), 1989.

[21] Priest, G., Routley, R. și Norman, J. (eds.), *Paraconsistent Logic. Essays on the Inconsistent*, München, Philosophia Verlag, 1989.

[22] Quesada, F. M., „Paraconsistent Logic: Some Philosophical Issues", în Priest, G., Routley, R. și Norman, J. (eds.), 1989.

[23] Quine, W. v. O., *Philosophy of Logic*, New York, Cambridge Mass, 1970.

[24] Sainsbury, M., *Logical Forms. An Introduction to Philosophical Logic*, Oxford, Blackwell Publishers, 1993.

[25] Shramko, Y. V, „Semantic Representation of Inconsistent Intuitionistic Theories", în *Logical Studies Online Journal* 2., 1999.

[26] Wójcicki, R., *Theory of logical calculi*, Reidel, Dordrecht, 1988.

Mulțumiri

Doresc să mulțumesc profesorilor Timothy Williamson (Universitatea Oxford) și Barry Hartley Slater, University of Western Australia, pentru comentariile pertinente și sugestiile de îmbunătățire formulate asupra unei versiuni anterioare a acestui articol.

POATE AVEA SISTEMUL LOGIC PARACONSISTENT *LP* AL LUI PRIEST UN CONDIȚIONAL ACCEPTABIL?

Fie $\neg$ operatorul negație al unui sistem logic L, F(L) mulțimea formulelor bine-formate ale sistemului L și $\vdash_L$ relația sa de consecință logică, definită sintactic sau semantic. Se spune că sistemul L este *exploziv* dacă și numai dacă $\{\varphi, \neg\varphi\} \vdash_L \psi$ pentru oricare două formule $\varphi \in$ F(L) și $\psi \in$ F(L), cu $\varphi \neq \psi$. Potrivit acestui principiu, numit *ex contradictione quodlibet* (ECQ) sau chiar „principiul exploziei", orice propoziție este consecință logică a unei mulțimi inconsistente de propoziții sau, altfel spus, orice mulțime inconsistentă de propoziții este *trivială*. Conținând acest principiu, logica clasică, diferitele extensii conservatoare ale acesteia, logica intuiționistă și multe logici polivalente, sunt explozive O condiție minimală pentru a numi un sistem logic *paraconsistent* este aceea ca sistemul respectiv să nu fie exploziv.

Luată în sine, această condiție caracterizează așa-numita *paraconsistență slabă*, concepție potrivit căreia, deși inconsistențele sunt, în cele din urmă, accidente de evitat, multe dintre „teoriile" noastre, în cel mai larg înțeles al termenului, sunt inconsistente, fără ca noi să tragem orice concluzie din acestea. Principala motivație a paraconsistenței slabe este, deci, existența teoriilor inconsistente, dar netriviale. Exem-

plele oferite de adepții paraconsistenței includ sistemele de opinii, unele constituții și alte documente legale, teorii științifice și filosofice, baze de date ș.a.

O concepție mult mai provocatoare din punct de vedere filosofic este așa-numita *paraconsistență tare*, conform căreia unele contradicții sunt inevitabile și chiar demonstrabile, așa încât unele contradicții trebuie să fie considerate ca fiind adevărate. Graham Priest și Richard Routley (Sylvan), două figuri proeminente ale paraconsistenței, au introdus termenul „dialetheia" cu înțelesul de *contradicție adevărată* și termenul „dialetheism" pentru a desemna concepția după care unele contradicții sunt adevărate[1]. Exemplele predilecte de „contradicții adevărate" (*dialethei*) oferite de adepții paraconsistenței tari sunt paradoxele auto-referinței, precum „Mincinosul" și paradoxele teoriei naive a mulțimilor. Dialetheismul implică paraconsistența slabă, deoarece, dacă există contradicții adevărate în anumite teorii netriviale, atunci, întrucât din premise adevărate decurg în mod valid doar concluzii adevărate, logica subiacentă a acelor teorii este (trebuie să fie) paraconsistentă. Reciproca nu este valabilă, căci o logică poate respinge ECQ pentru alte rațiuni decât dialetheismul, de pildă, pentru a aborda formal ideea de legătură de conținut în-

[1] A se vedea [6; p. 4] și [7; p. *xx*]. Priest și Routley nu au căzut de acord asupra sufixului „ism", astfel că în textele acestora găsim atât „dialetheism", cât și „dialethism". O apărare susținută a existenței contradicțiilor adevărate se găsește în [5]. Cititorul român interesat de controversele logico-filosofice privind dialetheismul și, mai larg, de dezvoltarea logicilor paraconsistente poate consulta volumul coordonat de I. Lucica, D. Gheorghiu și R. Chirilă, *Ex falso quodlibet: studii de logică paraconsistentă*, Editura Tehnică, București, 2004.

tre premisele şi concluzia unui argument, ca în cazul logicilor relevante.

Unul dintre cele mai interesante şi elegante sisteme din familia logicilor paraconsistente, în care se încearcă tratarea formală a noţiunii de contradicţie adevărată, este sistemul *LP* („Logic of Paradox") al lui Priest. Fără a intra în detaliile filosofice ale dialetheismului, în cele ce urmează argumentez că sistemul paraconsistent *LP* al lui Priest, expus pentru prima dată în [4] şi rafinat în numeroase articole şi cărţi ale sale, nu poate avea un condiţional acceptabil, înţelegând prin aceasta un condiţional care să satisfacă *Modus Ponens*. Având în vedere scopul pe care mi l-am propus, mă voi referi doar la fragmentul propoziţional al *LP*.

1. Sistemul *LP*

Limbajul propoziţional al *LP* conţine operatorii primitivi $\neg$ („negaţie"), $\wedge$ („conjuncţie") şi $\vee$ („disjuncţie"). Regulile de formare sunt aceleaşi ca în logica clasică. Mulţimea valorilor logice acceptate în *LP* este $V = \{\{1\}, \{0\}, \{1,0\}\}$, în care $\{1\}$ este interpretată ca *adevărat şi numai adevărat*, $\{0\}$ ca *fals şi numai fals*, iar $\{1, 0\}$ ca *adevărat şi fals* (*paradoxal*). Funcţia de evaluare v a *LP* atribuie valori din V formulelor în care apar cel mult $\neg$, $\wedge$ şi $\vee$ conform următoarelor clauze:

$1 \in v(\neg\varphi)$ ddacă $0 \in v(\varphi)$
$0 \in v(\neg\varphi)$ ddacă $1 \in v(\varphi)$
$1 \in v(\varphi \wedge \psi)$ ddacă $1 \in v(\varphi)$ şi $1 \in v(\psi)$
$0 \in v(\varphi \wedge \psi)$ ddacă $0 \in v(\varphi)$ sau $0 \in v(\psi)$
$1 \in v(\varphi \vee \psi)$ ddacă $1 \in v(\varphi)$ sau $1 \in v(\psi)$
$0 \in v(\varphi \vee \psi)$ ddacă $0 \in v(\varphi)$ şi $0 \in v(\psi)$

Condiționalul $\varphi \supset \psi$ este definit în mod obișnuit ca $\neg\varphi \vee \psi$ și la fel, bicondiționalul $\varphi \equiv \psi$ este definit ca $(\varphi \supset \psi) \wedge (\psi \supset \varphi)$.

În *LP*, o formulă ψ este consecință logică (semantică) a unei mulțimi de formule Γ, $\Gamma \models_{LP} \psi$, dacă și numai dacă, pentru orice evaluare v, sau $1 \in v(\psi)$, sau $1 \notin v(\varphi)$ pentru cel puțin o formulă $\varphi \in \Gamma$, ceea ce, evident, revine la a spune că nu există nici o evaluare v în care $1 \in v(\varphi)$ pentru orice formulă $\varphi \in \Gamma$ și $1 \notin v(\psi)$. O formulă φ este un adevăr logic al *LP* dacă și numai dacă, pentru orice evaluare v, $1 \in v(\varphi)$. Așadar, în *LP*, {1} și {1,0} apar ca valori logice desemnate.

Condițiile semantice de mai sus și definițiile condiționalului și bicondiționalului generează următoarele tabele de adevăr:

φ	$\neg\varphi$
{1}	{0}
{1,0}	{1,0}
{0}	{1}

$\wedge$	{1}	{1,0}	{0}
{1}	{1}	{1,0}	{0}
{1,0}	{1,0}	{1,0}	{0}
{0}	{0}	{0}	{0}

$\vee$	{1}	{1,0}	{0}
{1}	{1}	{1}	{1}
{1,0}	{1}	{1,0}	{1,0}
{0}	{1}	{1,0}	{0}

$\supset$	{1}	{1,0}	{0}
{1}	{1}	{1,0}	{0}
{1,0}	{1}	{1,0}	{1,0}
{0}	{1}	{1}	{1}

$\equiv$	{1}	{1,0}	{0}
{1}	{1}	{1,0}	{0}
{1,0}	{1,0}	{1,0}	{1,0}
{0}	{0}	{1,0}	{1}

Este ușor de constatat că dacă o formulă φ ia valoarea $\{1,0\}$, atunci $\varphi \wedge \neg\varphi$ ia valoarea $\{1,0\}$ sau, altfel spus, $1 \in v(\varphi \wedge \neg\varphi)$, ceea ce, în opinia lui Priest, exprimă formal ideea că o contradicție poate fi adevărată (chiar dacă și falsă)[2]. De notat că în *LP*, $\neg(\varphi \wedge \neg\varphi)$ și $\varphi \vee \neg\varphi$ sunt adevăruri logice, precum și că relația de consecință logică a *LP* autorizează legile clasice ale dublei negații și legile lui De Morgan, ceea ce, susține Priest, arată că negația *LP* are proprietățile esențiale ale negației clasice. Pe de altă parte, $\{\varphi, \neg\varphi\} \not\models_{LP} \psi$ și $\{\varphi \wedge \neg\varphi\} \not\models_{LP} \psi$, căci premisele pot lua valoarea desemnată $\{1,0\}$ indiferent de valoarea lui ψ, care poate fi $\{0\}$, ceea ce face ca *LP* să fie o logică paraconsistentă.

2. *LP* și *Modus Ponens*

Un aspect notabil al *LP* este respingerea *Modus Ponens*. Examinarea tabelului de adevăr pentru condiționalul *LP* arată că $\{\varphi, \varphi \supset \psi\} \not\models_{LP} \psi$. Temeiul aceste respingeri rezidă în blocarea unor derivări care stabilesc ECQ, precum și a așa-numitului *Paradox al lui Curry*.

Mai întâi, să notăm că relația de consecință logică a *LP* autorizează următoarele:

---

[2] Să mai observăm că în *LP* nu mai este valabilă metateorema standard conform căreia $\varphi \models \psi$ exact în cazul în care mulțimea $\{\varphi, \neg\psi\}$ este nerealizabilă. În particular, $\varphi \models_{LP} \varphi$, dar $\{\varphi, \neg\varphi\}$ este realizabilă. În plus, pentru orice atom propozițional putem avea o evaluare care îi atribuie valoarea $\{1,0\}$ și astfel, potrivit condițiilor semantice ale operatorilor *LP*, o evaluare care atribuie oricărei formule valoarea $\{1,0\}$. Prin urmare, în *LP* nu există mulțimi de formule nerealizabile.

$\{\varphi, \psi\} \models_{LP} \varphi \wedge \psi$	$\wedge$-Introducerea
$\{\varphi\} \models_{LP} \varphi \vee \psi$	$\vee$-Introducerea
$\{\varphi \wedge \psi\} \models_{LP} \varphi$	$\wedge$-Eliminarea
$\{\varphi \supset (\varphi \supset \psi)\} \models_{LP} \varphi \supset \psi$	Absorbția

Acum, $(\varphi \wedge \neg\varphi) \supset \psi$ este un adevăr logic al *LP*, astfel că, dacă am avea *Modus Ponens*, ECQ s-ar obține după cum urmează:

1. φ	Premisă
2. $\neg\varphi$	Premisă
3. $\varphi \wedge \neg\varphi$	1, 2, $\wedge$-Introducere
4. $(\varphi \wedge \neg\varphi) \supset \psi$	
5. ψ	3, 4, *Modus Ponens*

De notat că în *LP* este valabilă doar o parte a Teoremei Deducției, și anume

Dacă $\Gamma, \varphi \models_{LP} \psi$, atunci $\Gamma \models_{LP} (\varphi \supset \psi)$,

astfel că adevărul logic $(\varphi \wedge \neg\varphi) \supset \psi$ nu poate fi folosit pentru a obține ECQ în varianta cu o singură premisă, $\varphi \wedge \neg\varphi \models \psi$.

Apoi, este cunoscut că orice logică paraconsistentă trebuie să blocheze faimosul *Argument Independent* al lui Lewis [3], care îl stabilește pe ECQ după cum urmează.

1. φ	Premisă
2. $\neg\varphi$	Premisă
3. $\varphi \vee \psi$	1, $\vee$-Introducere
4. ψ	2, 3

Principiul prin care formula din linia 4 se obține din cea de-a doua premisă și formula din linia 3 este Silogismul Disjunctiv (*Modus Tollendo Ponens*), care nu este valabil în *LP*: $\{\neg\varphi, \varphi \vee \psi\} \not\models_{LP} \psi$. Or, dată fiind definiția condiționalului *LP*, renunțarea la Silogismul Disjunctiv impune renunțarea la *Modus Ponens*, care l-ar reinstaura în forma $\{\neg\neg\varphi, \neg\varphi \vee \psi\} \models \psi$.

În fine, Paradoxul lui Curry [1] arată că, date fiind anumite principii de inferență, între care și *Modus Ponens*, semantica naivă este trivială. Voi considera aici una dintre versiunile paradoxului. Astfel, pentru orice propoziție B, fie (A) propoziția care enunță „Adevărat$(A) \supset B$". Evident, un limbaj semantic închis poate avea propoziții precum (A). Acum, dacă avem *Modus Ponens*, putem „demonstra" B, după cum urmează:

1. Adevărat$(A) \equiv A$	Axioma lui Tarski
2. Adevărat$(A) \equiv$ (Adevărat$(A) \supset B$)	Axioma lui Tarski pentru (A)
3. Adevărat$(A) \supset$ (Adevărat$(A) \supset B$)	2, def. $\equiv$ și $\wedge$-Eliminare
4. Adevărat$(A) \supset B$	3, Absorbție
5. (Adevărat$(A) \supset B$) $\supset$ Adevărat(A)	2, def. $\equiv$ și $\wedge$-Eliminare
6. Adevărat(A)	4, 5, *Modus Ponens*
7. B	4, 6, *Modus Ponens*

Modus Ponens este, însă, una dintre proprietățile fundamentale pe care le așteptăm de la un operator *condițional*, dacă nu cumva *proprietatea* fundamentală a unui astfel de operator, căci redă o trăsătură indispensabilă a raționării cu propoziții condiționale: dată fiind o propoziție de forma „Dacă *A*, atunci *B*" și dat fiind antecedentul *A*, putem „detașa" consecventul *B*. Ca atare, se poate spune că *LP* nu *are* un condițional acceptabil. Dar *poate* avea un astfel de condițional?

O soluție la problema *Modus Ponens*, considerată de Priest, constă din înlocuirea condiționalului *LP* cu un condițional „relevant", i.e. un condițional care evită așa-numitele „paradoxe ale implicației materiale", care satisface *Modus Ponens*[3]. Un sistem paraconsistent obținut în acest fel este *RM3*.

3. Sistemul *RM3*

Sistemul *RM3* se obține din *LP* prin renunțarea la definiția condiționalului și adoptarea următoarelor tabele de adevăr pentru condițional și bicondițional:

$\supset$	{1}	{1,0}	{0}
{1}	{1}	{0}	{0}
{1,0}	{1}	{1,0}	{1,0}
{0}	{1}	{1}	{1}

$\equiv$	{1}	{1,0}	{0}
{1}	{1}	{0}	{0}
{1,0}	{0}	{1,0}	{0}
{0}	{0}	{0}	{1}

[3] O altă soluție, „excluzionară", adoptată uneori de Priest în expunerile sale ale *LP*, constă pur și simplu din renunțarea la operatorul condițional, deci și la bicondițional, și păstrarea doar a operatorilor $\neg$, $\wedge$ și $\vee$ și a implicațiilor logice autorizate de relația de consecință a *LP*.

După cum se poate constata, atât în cazul în care φ ia valoarea {1} și ψ ia valoarea {1,0}, cât și în cazul în care φ ia valoarea {1,0} și ψ ia valoarea {0}, formula $\varphi \supset \psi$ ia valoarea {0} în *RM3* și valoarea {1,0} în *LP*, ceea ce duce la modificările corespunzătoare ale bicondiționalului *RM3* față de *LP*.

Este ușor de constatat că în *RM3*, $\{\varphi, \varphi \supset \psi\} \models_{RM3} \psi$, deci condiționalul său satisface *Modus Ponens*. Oricum, $(\varphi \wedge \neg\varphi) \supset \psi$ nu mai este un adevăr logic al *RM3* (amintim că *RM3* este o logică relevantă) și deci *Modus Ponens* nu mai poate fi folosit pentru a obține ECQ.

Pe de altă parte, întrucât în *RM3* avem și $\{\varphi \supset (\varphi \supset \psi)\} \models_{RM3} \varphi \supset \psi$, i.e. Absorbția, sistemul este deschis Paradoxului lui Curry. Desigur, putem introduce o restricție asupra Axiomei lui Tarski pentru a bloca paradoxul. Oricum, mai grav este că, *luat ca logică subiacentă a unei teorii inconsistente netriviale care conține o teoremă empirică de forma $\varphi \supset \psi$, RM3 duce la trivializarea teoriei.* Argumentul se bazează pe faptul că în *RM3*, ca și în *LP*, $(\varphi \supset \psi) \supset ((\varphi \wedge \neg\varphi) \supset \psi)$ este un adevăr logic[4], astfel că trivializarea se produce după cum urmează:

1. φ	Premisă
2. $\neg\varphi$	Premisă
3. $\varphi \wedge \neg\varphi$	1, 2, $\wedge$-Introducere
4. $\varphi \supset \psi$	Premisă
5. $(\varphi \supset \psi) \supset ((\varphi \wedge \neg\varphi) \supset \psi)$	
6. $(\varphi \wedge \neg\varphi) \supset \psi$	4, 5, *Modus Ponens*
7. ψ	3, 6, *Modus Ponens*

[4] De notat că această formulă satisface orice criteriu de relevanță (a se vedea [2]).

O restricție asupra *Modus Ponens*, care ar bloca atât ultima derivare, cât și versiunea Paradoxului lui Curry expusă mai sus, ar putea fi aceea de a interzice aplicarea regulii la cazurile în care antecedentul condiționalului nu conține la rândul său un condițional, dar, pe lângă caracterul *ad hoc*, această restricție ar fi incomodă, căci ar implica urmărirea tuturor propozițiilor formalizate care conțin un condițional „ascuns".

În concluzie, nu numai că sistemul paraconsistent *LP* al lui Priest nu are un condițional acceptabil, dar acest sistem nu poate avea un astfel de condițional.

REFERINȚE BIBLIOGRAFICE

[1] Curry, H., „The Inconsistency of Certain Formal Logics", în *Journal of Philosophical Logic* **7**, 1942.

[2] Dunn, J. Michael, și Restall, Greg, „Relevance Logic", în Gabbay, D. și Guenthner, F. (editori), *Handbook of Philosophical Logic*, Volumul 6, Kluwer Academic Publishers, 2002.

[3] Lewis, C. I. și Langford, C. H., *Symbolic Logic*, New York: Dover, 1932.

[4] Priest, G., „Logic of Paradox", în *Journal of Philosophical Logic* **8**, 1979.

[5] Priest, G., *In Contradiction: A Study of the Transconsistent*, Martinus Nijhoff Publishers, Dordrecht, 1987.

[6] Priest, G. și Routley, R., „Introduction to Paraconsistent Logic", în *Studia Logica* **43**, 1984.

[7] Priest, G., Routley, R. și Norman, J. (editori) *Paraconsistent Logic. Essays on the Inconsistent*, Philosophia Verlag, München, 1989.

Este *S5* o logică paraconsistentă?

În acest articol răspund unui argument al lui Jean-Yves Béziau, potrivit căruia sistemul modal alethic *S5* este o logică paraconsistentă. Răspunsul meu ia în considerare o modificare a definiției noțiunii de *logică paraconsistentă*, propusă de Eugeni K. Voishvillo.

1. Argumentul lui Béziau

Béziau [1] formulează un argument interesant prin care se pretinde că sistemul modal alethic *S5* este o logică paraconsistentă[1]. Argumentul său pornește de la o definiție deja „consacrată" a noțiunii de *logică paraconsistentă* și decurge după cum urmează:

O negație paraconsistentă este un operator monadic $\neg$, astfel încât:

(N) $A, \neg A \nvdash B$

[1] Cititorul român mai puțin familiarizat cu dezvoltarea logicilor paraconsistente poate consulta volumul coordonat de I. Lucica, D. Gheorghiu și R. Chirilă, *Ex falso quodlibet: studii de logică paraconsistentă*, Editura Tehnică, București, 2004. A se vedea, de asemenea, studiul „Poate avea sistemul paraconsistent *LP* al lui Priest un condițional acceptabil?" din volumul de față.

(P) Operatorul $\neg$ are suficient de multe proprietăți pentru a fi numit „negație".

O *logică paraconsistentă* este o logică cu o negație paraconsistentă.

Deși proprietatea (P) este vagă, arată Béziau, în literatura domeniului există mai mulți operatori pe care specialiștii îi numesc „negații paraconsistente" și deci mai multe logici numite „paraconsistente". Autorul consideră că este posibil să se definească în *S5* o negație paraconsistentă.

Fie limbajul standard al sistemului *S5*, cu operatorii $\sim$, $\Box$, $\Diamond$, $\wedge$, $\vee$, $\supset$, $\equiv$. Béziau definește operatorul $\neg$ după cum urmează:

$$\neg A =_{df} \Diamond \sim A$$

Întrucât în *S5* avem

$$A, \Diamond \sim A \nvdash B$$

rezultă că operatorul $\neg$ are proprietatea (N) de mai sus. De asemenea, Béziau menționează o serie de teoreme în care apare $\neg$ și care arată că acest operator satisface și proprietatea (P). Ca atare, Béziau conchide că *S5* este o logică paraconsistentă.

2. Propunerea lui Voishvillo

Voishvillo [4] ia în discuție logica paraconsistentă **P1** a lui A. M. A. Sette [3], dată de următoarele scheme de axiome:

(A1)$A \supset (B \supset A)$

(A2)$(A \supset (B \supset C)) \supset ((A \supset B) \supset (A \supset C))$

(A3)$(\neg A \supset \neg B) \supset ((\neg A \supset \neg\neg B) \supset A)$

(A4)$(A \supset B) \supset \neg\neg(A \supset B)$

Regula de deducţie: *modus ponens* (MP).

Prin următoarea serie de paşi, Voishvillo arată că în **P**1 avem

$$\neg A, \neg\neg A \vdash B:$$

1. $\neg A$	Premisă
2. $\neg\neg A$	Premisă
3. $\neg A \supset (\neg B \supset \neg A)$	Din schema (A1)
4. $\neg\neg A \supset (\neg B \supset \neg\neg A)$	Din schema (A1)
5. $\neg B \supset \neg A$	1, 3, MP
6. $\neg B \supset \neg\neg A$	2, 4, MP
7. $(\neg B \supset \neg A) \supset ((\neg B \supset \neg\neg A) \supset B)$	Din schema (A3)
8. $(\neg B \supset \neg\neg A) \supset B$	5, 7, MP
9. B	6, 8, MP

Ca atare, Voishvillo propune următoarea modificare a noţiunii de *logică paraconsistentă*: o logică este paraconsistentă dacă nu există o mulţime finită de formule din care o formulă oarecare B să fie derivabilă în logica respectivă.

3. Răspuns lui Béziau

Mai întâi, să notăm că următoarea formulă este teoremă a *S5*:

$$\Diamond{\sim}A \equiv {\sim}\,\Box\, A$$

Acum, următoarea deducție, analogă structural binecunoscutului Argument Independent al lui C. I. Lewis [2], arată că în *S5* avem

$$\Box\, A, \neg A \vdash B,$$

unde $\neg$ este negația lui Béziau:

1. $\Box A$	Premisă
2. $\neg A$	Premisă
3. $\Diamond{\sim}A$	Din 2, prin definiția lui Béziau
4. $\sim \Box A$	Echivalentă cu 3
5. $\sim\Box A \vee B$	Din 4, prin $\vee$-Introducere
6. B	Din 4 și 5, prin Silogismul Disjunctiv

Prin urmare, *S5* nu este o logică paraconsistentă în sensul definiției propuse de Voishvillo.

REFERINȚE BIBLIOGRAFICE

[1] Béziau, J.-Y., „*S5* is a paraconsistent logic and so is first-order classical logic", în *Online Journal „Logical Studies"* **9**, 2002.

[2] Lewis, C. I. și Langford, C. H., *Symbolic Logic*, New York: Dover, 1932.

[3] Sette, A. M. A., „On the propositional calculus **P1**", în *Mathematica Japonicae* **18**, 1973.

[4] Voishvillo, E. K., „On Sette's Paraconsistent Logic **P1**", în *Online Journal „Logical Studies"* **2**, 1999.

Exigențe logice privind sistemele de norme juridice și discursul juridic

Dreptul poate fi considerat mai curând un proces de rezolvare de probleme, decât o colecție de legi și un ansamblu de organe de jurisdicție. Acest proces este perturbat uneori de o serie de deficiențe de natură logică sau preponderent logică, pentru a căror sesizare sau chiar rezolvare principiile și metodele logice se dovedesc a fi eficiente. În cele ce urmează, examinez unele deficiențe logice care pot să apară în elaborarea normelor și sistemelor de norme juridice și în formulările juridice. De asemenea, analizez unele argumente folosite frecvent în interpretarea normelor juridice și care, într-un anumit sens, sunt deficiente din punct de vedere logic.

1. Lacune și antinomii în sistemele de norme juridice

Normele și sistemele de norme juridice pot fi deficiente în mai multe moduri. De exemplu, să presupunem că în Constituția unui stat apare norma „Salariații au dreptul la protecția socială a muncii", dar documentul respectiv nu conține vreo prevedere în legătură cu punerea în aplicare a acestui drept sau, altfel spus, nu impune vreo obligație unui subiect cu

privire la asigurarea acestui drept. În această situație, dreptul la protecția socială a muncii este un exemplu de *jus nudum*, ceea ce înseamnă că norma menționată nu conferă efectiv un drept legal, întrucât nimeni nu se poate bucura de efectele acesteia. Avem aici un exemplu de deficiență materială, care cere un remediu corespunzător. Datorită caracterului lor extralogic, în acest studiu nu mă voi ocupa cu analiza unor astfel de deficiențe.

Voi examina în această secțiune două tipuri de deficiențe între care există o strânsă legătură: *lacunele în drept* și *antinomiile în drept*. Acestea sunt deficiențe de natură preponderent logică, în sensul că identificarea lor și mai ales înțelegerea efectelor pe care le produc atunci când apar într-un sistem de norme juridice presupun recursul la principii și reguli ale logicii.

După cum se știe, un sistem de norme juridice al unui stat este alcătuit din norme stabilite de organele statului sub formă de legi, hotărâri, ordonanțe etc., precum și din norme considerate drept consecințe ale acestora și recunoscute ca atare. Lacunele în drept sunt cazuri speciale de absență a unei norme dintr-un sistem de norme juridice. O lege, de pildă, poate să lipsească deoarece legiuitorul nu și-a propus să reglementeze juridic un anumit domeniu de fapte, considerând că domeniul respectiv este reglementat adecvat de norme morale, obiceiuri etc. sau, pur și simplu, pentru că nu este nevoie de vreo reglementare în acel domeniu. De asemenea, o lege dezirabilă din considerente aflate în afara sistemului de norme juridice poate să lipsească în situația în care legiuitorul și-a propus să o furnizeze, dar nu a reușit să o facă, dato-

rită lipsei de timp, incompetenței sau altor deficiențe ale activității legislative.

Sensul pe care îl am în vedere aici pentru termenul de *lacună în drept* este acela de absență a unei sau a unor norme juridice dezirabile din considerente aflate înăuntrul sistemului și care apare atunci când într-un act normativ aflat la un anumit nivel al sistemului se face referire explicită la un alt act normativ aflat la nivel inferior în cadrul acelui sistem, a cărui elaborare nu a fost realizată, deși a fost intenționată. De pildă, avem o lacună în drept într-o situație în care în Constituția unui stat apare următoarea dispoziție: „Cazurile de răspundere și pedepsele aplicabile membrilor Guvernului sunt reglementate printr-o lege privind responsabilitatea ministerială", în condițiile inexistenței unei legi privind responsabilitatea ministerială. De asemenea, o lacună în drept apare în situația în care într-o lege organică se prevede că „Arhivele serviciilor de informații nu pot fi consultate decât în condițiile legii" și nu există vreo lege care să reglementeze condițiile la care se face referire.

În legătură cu lacunele în drept se pune problema dacă ele sunt efective în așa-numitele *sisteme închise de norme juridice*. Să explicăm. Se spune că un sistem de norme juridice este *închis*, dacă normele componente fac posibilă calificarea juridică a oricărui fapt care poate face obiectul interesului juridic. Despre un sistem închis de norme juridice se mai spune că se bucură de *plenitudine juridică*. Plenitudinea juridică nu poate fi obținută prin instituirea unei norme pentru orice fapt care poate face obiectul interesului juridic sau pentru orice clasă de astfel de fapte, deoarece aceasta ar presupune inventarierea tuturor fap-

telor sau genurilor de fapte care se pot concepe, ceea ce este imposibil[1]. O modalitate uzuală prin care se poate asigura plenitudinea juridică constă în adoptarea *principiului închiderii*, numit și „principiul rezidual negativ", conform căruia ceea ce nu este interzis într-un sistem de norme juridice este permis în acel sistem. Acest principiu asigură plenitudinea juridică a unui sistem de norme în sensul că orice fapt juridic semnificativ care nu este reglementat printr-o normă juridică își găsește o calificare în sistemul respectiv. O astfel de calificare este indirectă, având forma „*p* este permis, deoarece *p* nu este interzis" și se poate dovedi nesatisfăcătoare prin raportare la criterii extrajuridice. Despre sistemele în care nu se adoptă principiul închiderii și nici vreo variantă a acestuia se spune că sunt *deschise*.

Unii autori apreciază că lacunele în drept pot fi efective numai în sistemele deschise de norme juridice, nu și în cele închise[2]. Să observăm însă că, așa cum a fost definită aici, lacuna în drept reprezintă mai mult decât simpla absență a legii sau absența unei norme juridice dezirabilă din considerente aflate în afara unui sistem de norme juridice. Astfel înțeleasă, apariția unei lacune juridice într-un sistem care poate fi închis are drept efect imposibilitatea logică de a lua o decizie cu caracter procedural în cazul respectiv. Să presupunem, de pildă, că, în condițiile apariției lacunei din primul exemplu de mai sus, ne interesează dacă poate fi declanșată procedura de cercetare penală a unui ministru pentru o faptă comisă în legătură cu îndeplinirea atribuțiilor sale de

[1] A se vedea [6], p. 103

[2] A se vedea, de pildă, [5].

serviciu. Dispoziția constituțională indică intenția legiuitorului de a permite declanșarea unei astfel de proceduri, dar în absența legii la care se face referire în această dispoziție, procedura nu poate fi declanșată. De asemenea, în condițiile apariției lacunei din cel de-al doilea exemplu, prevederea din legea organică indică intenția legiuitorului de a permite consultarea arhivelor serviciilor de informații, dar, în absența legii la care se face referire, arhivele respective nu pot fi consultate.

Conform unei definiții consacrate, prin *antinomie în drept* în raport cu o anumită speță se înțelege prezența într-un sistem de norme juridice a două norme reciproc incompatibile, în sensul imposibilității de a le respecta simultan sau pentru că una interzice ceea ce cealaltă permite, sau pentru că este vorba despre două obligații de sens opus[3]. Să precizăm că prezența a două astfel de norme poate fi explicită, normele respective fiind formulate *expresis verbis*, sau implicită, în sensul că fie ambele norme rezultă drept consecință în sistemul respectiv, fie una dintre norme este formulată *expresis verbis*, iar cealaltă rezultă drept consecință în sistem. Vom spune că în primul caz este vorba de o *antinomie explicită*, iar în cel de-al doilea despre o *antinomie implicită*. Deși apariția unei antinomii explicite este mai puțin probabilă, voi expune în continuare două exemple „inventate" de astfel de antinomii, cu scopul de a evidenția efectele pe care acestea le pot avea într-un sistem de norme juridice.

Să presupunem că o lege care reglementează regimul armelor și munițiilor ar conține următoarele

[3] A se vedea, [2].

două norme aflate în raport de contradicție reciprocă: *Vânzarea de arme de foc persoanelor minore este interzisă; Vânzarea de arme de foc minorilor este permisă.* În aceste condiții, cum va fi apreciată fapta unui proprietar al unui magazin de arme care a vândut o armă de foc unei persoane minore? Conform primei norme, fapta este ilegală, iar dacă legea prevede o sancțiune pentru încălcarea acestei norme, proprietarul trebuie să fie sancționat; conform celei de-a doua norme, fapta este legală, deci el nu trebuie să fie sancționat. Apare astfel imposibilitatea logică de a lua o decizie juridică în acest caz.

Examinarea următorului exemplu permite adăugarea unor precizări privind noțiunea de incompatibilitate a două norme, avută în vedere în definiția antinomiei în drept. Să presupunem că, referitor la același subiect, notat cu „*x*", aceeași localitate și aceeași ocazie (moment sau interval de timp) au fost emise următoarele două prescripții: *x este obligat să părăsească localitatea; x este obligat să nu părăsească localitatea.* De asemenea, să presupunem că a fost prevăzută câte o sancțiune pentru încălcarea fiecărei prescripții. În aceste condiții, respectarea de către *x* a ambelor prescripții este o imposibilitate logică, întrucât este logic imposibil ca *x* să părăsească localitatea și, în același timp, să nu o părăsească. Astfel, cele două prescripții sunt incompatibile și deci este vorba despre o antinomie în sensul definiției de mai sus. Pe de altă parte, oricare ar fi conduita lui *x* (părăsește sau nu părăsește localitatea), aceasta apare ca fiind ilegală, astfel că *x* ar trebui să fie sancționat în orice eventualitate, ceea ce este absurd. G. H. von Wright [6; VIII, §7] arată că într-o astfel de situație trebuie să distingem cazul în care două prescripții de acest fel

provin de la două autorități diferite de cazul în care prescripțiile respective provin de la aceeași autoritate. În ambele cazuri, respectarea ambelor prescripții este o imposibilitate logică, acestea fiind formal incompatibile (reciproc contrare), deci în ambele cazuri este vorba despre o antinomie în sensul definiției de mai sus. În primul caz, însă, cele două prescripții formal incompatibile sunt compatibile în sensul posibilității „coexistenței lor". Mai precis, aplicând terminologia lui von Wright la exemplul de mai sus, împrejurarea că o autoritate „dorește" ca x să părăsească localitatea și o altă autoritate „dorește" ca x să nu părăsească localitatea în aceeași ocazie nu constituie o imposibilitate logică, deși respectarea ambelor „dorințe" de către x este o imposibilitate logică. După von Wright, aici este vorba despre un *conflict de voințe*. În cel de-al doilea caz, cele două prescripții formal incompatibile sunt incompatibile și în sensul imposibilității „coexistenței" lor. Cu alte cuvinte, una și aceeași autoritate nu poate viza „în mod rațional" respectarea a două norme formal incompatibile. Voința unei autorități care ar emite două prescripții a căror îndeplinire simultană de către același subiect este logic imposibilă, arată von Wright, trebuie privită ca o *voință irațională*.

Următoarele două exemple ilustrează ideea de *antinomie implicită în drept*. Astfel, să presupunem că o constituție conține o normă care stipulează că orice persoană din categoria A are dreptul să facă x și o normă care stipulează că nici o persoană din categoria B nu are dreptul de a face x și că nici una dintre aceste prevederi nu este însoțită de vreo excepție. La un moment dat apare o persoană care face parte din ambele categorii, posibilitate ignorată inițial de le-

giuitor. O astfel de persoană are dreptul să facă x, conform primei norme, și nu are dreptul să facă x, conform celei de-a doua norme[4].

Să considerăm acum o situație în care în Constituția unui stat apare o dispoziție conform căreia forma de guvernământ a statului respectiv este republica, iar în sistemul de norme juridice al acelui stat este adoptat principiul închiderii. Să presupunem că se pune problema dacă dispoziția menționată poate sau nu să fie revizuită, în condițiile în care, în legătură cu limitele revizuirii respectivei Constituții apare un singur articol, care conține următoarea prevedere: *Dispoziția prezentei Constituții privind forma republicană de guvernământ nu poate forma obiectul revizuirii.* Întrucât nu se prevede nimic în legătură cu revizuirea acestui articol, aplicând principiul închiderii rezultă că articolul poate fi revizuit, inclusiv în sensul eliminării sale. Prin urmare, dispoziția privind forma republicană de guvernământ poate fi revizuită, astfel că ne aflăm în prezența unei antinomii implicite.[5]

La prima vedere, s-ar părea că înlăturarea unei antinomii în drept ține pur și simplu de modificarea unor formulări. De pildă, în cazul penultimului exemplu, dacă se dorește menținerea normei prohibitive, atunci prima normă ar putea lua forma „Orice persoană din categoria A, cu excepția celor care fac parte și din categoria B, au dreptul să facă x", iar în cazul ultimului exemplu, articolul privitor la limitele revizuirii Constituției respective s-ar transforma în „Dispoziția prezentei Constituții privind forma re-

---

[4] Exemplu preluat după [3]. p. 290.

[5] Situația descrisă în acest exemplu mi-a fost semnalată de Gabriel Iliescu.

publicană de guvernământ, precum și prezentul articol nu pot forma obiectul revizuirii". În realitate, întrucât procedura de modificare a unei legi, în special a legii fundamentale a unui stat, este foarte laborioasă și cere foarte mult timp, antinomiile nu pot fi eliminate atât de simplu. O modalitate uzuală de a preveni apariția unor antinomii în drept constă în adăugarea în finalul unei legi, sub titlul „Dispoziții finale", a unei dispoziții de tipul „Orice prevedere care contravine prezentei legi se abrogă". În acest fel se consideră că se previne așa-numitul „conflict temporal de legi". În absența unei astfel de dispoziții explicite, se apreciază că antinomiile în drept pot fi înlăturate, dacă se recurge la următoarele principii:

(i) *Lex superior derogat legi inferiori*
(ii) *Lex posterior derogat legi priori*
(iii) *Lex specialis derogat legi generali*

Conform acestor principii, în ordinea în care au fost menționate, o lege aflată la un anumit nivel în cadrul unui anumit sistem juridic poate „desființa" prevederi cuprinse în legile aflate la nivele inferioare, o lege adoptată la un moment dat poate „desființa" prevederi cuprinse în legile anterioare, iar o lege specială poate „desființa" prevederi cuprinse în legile generale.

Este important de remarcat că nici dispozițiile explicite de felul celei menționate mai sus și nici principiile (i) – (iii) nu înlătură antinomiile care pot să apară în cadrul aceleiași legi. Pe de altă parte, principiile (i) – (iii) nu pot înlătura toate antinomiile în care normele reciproc inconsistente apar în legi sau alte acte normative diferite, deoarece este posibil ca

două astfel de legi să fie la același nivel în cadrul unui sistem juridic, să fie în vigoare simultan și să fie ambele generale sau ambele speciale.

2. Vaguitățile și ambiguitățile în drept

Activitățile de elaborare și aplicare a legilor sunt adesea perturbate de unele incertitudini care își au sursa în utilizarea defectuoasă a limbajului și se manifestă ca deficiențe ale formulărilor juridice. Avem aici în vedere *vaguitățile în drept* și *ambiguitățile în drept*.

După cum se știe, un termen este vag dacă există cel puțin un obiect pentru care, în principiu, nu se poate decide dacă aparține sau nu extensiunii acelui termen. Cu alte cuvinte, în cazul unui termen vag apare imposibilitatea principială de a stabili cu suficientă precizie „aria" sa de aplicabilitate. Considerată în sine, vaguitatea unor termeni este o consecință firească și inevitabilă a flexibilității limbajului în raport cu anumite stări de fapt și, ca atare, nu constituie un „defect" logic. Problema care se pune în legătură cu apariția vaguităților în drept constă în aceea că o formulare juridică în care apar termeni vagi introduce o incertitudine în privința aplicabilității formulării respective într-o situație determinată sau, altfel spus, a „încadrării juridice" a unui caz dat, în timp ce decizia juridică trebuie să fie precisă, adică să se încheie printr-un „da" sau printr-un „nu". Un exemplu de formulare juridică în care apare o vaguitate este următorul: „În îndeplinirea atribuțiilor sale, Guvernul cooperează cu organismele sociale interesate". Termenul „organism social interesat" este vag, astfel că, pe

baza acestei formulări nu se poate stabili cu precizie cu cine cooperează Guvernul în îndeplinirea atribuţiilor sale. Acest termen se aplică cu siguranţă sindicatelor, cu alte cuvinte, *sindicatele* fac parte din *nucleul* său, dar nu este sigur este sigur dacă se aplică, să zicem, organizaţiilor pentru protecţia animalelor.

Modalitatea logică de contracarare a vaguităţilor în drept constă în construirea unor definiţii de precizare pentru termenii vagi care apar în formulările juridice, definiţii date, de regulă, prin *enumerare completă*. De pildă, în privinţa anumitor infracţiuni cum sunt *tăinuirea, favorizarea infractorului* ş.a., legea penală stabileşte cazuri de nepedepsire, atunci când fapta incriminată este săvârşită de soţ sau de o rudă apropiată. Termenul „rudă apropiată" este vag[6]: despre părinte şi copil, de pildă, putem spune cu siguranţă că sunt rude apropiate, dar ce vom spune, bunăoară, despre verii de gradul doi sau despre cumnaţi? Pentru înlăturarea impreciziei, acest termen este definit în *Codul Penal* după cum urmează:

- Prin „rude apropiate" se înţeleg: ascendenţii şi descendenţii, fraţii şi surorile, copii acestora, precum şi persoanele devenite prin înfiere astfel de rude.

O clasă importantă de termeni vagi folosiţi în domeniul dreptului este constituită din termenii care exprimă anumite standarde juridice, precum „just", „bună-credinţă", „îndoială rezonabilă" ş.a. În aceste cazuri, ca şi în cazul unor termeni cum ar fi „agresiune", „legitimă apărare", „infracţiune" etc., este prac-

[6] Exemplu preluat din [4] p. 46

tic imposibilă formularea unor definiții de precizare absolut satisfăcătoare, adică a unor definiții care să înlăture, în principiu, orice indecizie în aplicare. Această situație se datorează, pe de o parte, faptului că definitorul conține inevitabil alți termeni vagi, ca în următoarele exemple:

- Prin „bună-credință" se înțelege convingerea intimă a unei persoane că ceea ce face este bine, conform legii, precum și obligațiile de comportare conformă cu regulile de conviețuire care revin părților la încheierea și executarea unei convenții.

- Se numește „legitimă apărare" starea în care se află o persoană care săvârșește o faptă prevăzută de legea penală pentru a înlătura un atac material direct, imediat și injust, îndreptat împotriva sa, a altei persoane sau împotriva unui interes public și care pune în pericol grav persoane sau drepturile celui atacat sau interesul public.

Pe de altă parte, există sau pot să apară împrejurări concrete cu trăsături proeminente unice, astfel că nu se poate stabili odată pentru totdeauna ce trebuie considerat a fi just, rezonabil, agresiv etc. Totuși, dacă vaguitatea care afectează astfel de termeni nu poate fi înlăturată, în principiu, pentru toate cazurile viitoare, ea poate și trebuie să fie remediată de instanțele competente prin precizări referitoare la cazul în speță, făcându-se apel, eventual, la precedentul juridic și practica judiciară. De exemplu, legea penală prevede că *infracțiunea de bigamie* o comite și persoa-

na necăsătorită care se căsătorește cu o persoană pe care o știe căsătorită. Ca atare, în cazul intentării unei acțiuni în declararea nulității căsătoriei pe motiv de bigamie a unuia dintre soți, instanța trebuie să examineze și dacă celălalt soț, numit „soțul inocent", a fost sau nu de bună-credință la încheierea căsătoriei. Pentru aceasta, în astfel de cazuri, se consideră că soțul inocent a fost de bună credință, dacă la încheierea căsătoriei nu a avut cunoștință de faptul că celălalt soț este căsătorit.

În general, o formulare este *ambiguă*, dacă poate fi interpretată în cel puțin două moduri diferite. Vom distinge în continuare între ambiguitatea semantică, numită și „ambiguitate lexicală" și ambiguitatea sintactică, numită și „ambiguitate structurală".

Se spune că un cuvânt este *polisemantic* (*plurivoc*), dacă are mai mult de un înțeles. Dacă un cuvânt are un singur înțeles, atunci se spune că este *monosemantic* (*univoc*). De exemplu, cuvintele „lege", „bancă" și „drept" sunt polisemantice, în timp ce „amnistie", „furt" și „denunț" sunt monosemantice. Polisemantismul reprezintă o modalitate eficientă de organizare a vocabularului unei limbi și, sub aspectul expresivității, caracterizează limbile evoluate, în care foarte multe cuvinte sunt polisemantice. Evident, situațiile în care un cuvânt este utilizat izolat sunt extrem de rare; cuvintele sunt încorporate în propoziții (uneori subînțelese) care, la rândul lor, pot face parte dintr-un text mai larg, un discurs etc. În mod normal, considerarea contextului (propoziției) în care apare un cuvânt polisemantic este suficientă pentru a stabili înțelesul cu care acel cuvânt este luat în contextul respectiv. Astfel, cuvântul „lege" are cel puțin trei înțelesuri: *lege juridică*, *lege a naturii* și *lege*

științifică, dar în contextul „legea se trimite spre promulgare Președintelui României" este vorba despre primul înțeles, în contextul „căderea liberă a corpurilor pe Pământ este un efect al legii gravitației" este vorba despre cel de-al doilea înțeles, iar în contextul „Einstein a formulat legea $E = mc^2$" apare cel de-al treilea înțeles.

Spunem că ne aflăm în prezența unei *ambiguități semantice* (*lexicale*), atunci când una și aceeași formulare poate fi interpretată în cel puțin două moduri diferite, datorită prezenței în formularea respectivă a cel puțin unui cuvânt polisemantic. Cu alte cuvinte, o formulare este semantic ambiguă în cazul în care conține cel puțin un cuvânt polisemantic și nu oferă vreun un indiciu care să permită stabilirea înțelesului cu care acel cuvânt este luat în formularea respectivă. De exemplu, propoziția:

- Cultele religioase sunt libere

este semantic ambiguă. În acest context, „liber" poate să însemne *liber de orice constrângere legală*, de unde ar reieși că organele statului nu au dreptul să impună vreo restricție asupra organizării și activității cultelor religioase, dar, în același context, „liber" poate să însemne *liber în cadrul anumitor constrângeri legale*, de unde ar reieși că organizarea și activitatea cultelor religioase nu trebuie să ducă la încălcarea legii.

O formulare care, luată izolat, este semantic ambiguă poate să-și piardă acest caracter, dacă se consideră contextul mai larg în care apare formularea respectivă. De pildă, dacă formularea de mai sus este luată într-un context mai larg în care se prevede că

organizarea și activitatea cultelor religioase pot avea loc numai în condițiile legii, atunci ambiguitatea dispare. Unele ambiguități nu pot fi, însă, înlăturate în acest mod, fie datorită insuficienței contextului, fie datorită trăsăturilor lor intrinsece. Acesta din urmă este cazul, de pildă, al formulării:

- Fidelitatea față de țară este sacră,

care, datorită polisemantismului cuvântului „sacru", poate fi interpretată fie ca enunțând că fidelitatea față de țară are un caracter religios, fie ca enunțând că fidelitatea față de țară inspiră venerație.

Să notăm că vaguitatea și ambiguitatea pot să apară în una și aceeași formulare, cum este și cazul ultimului exemplu, în care „fidelitate", luat în sensul de *statornicie în sentimente, convingeri și atitudini*, așa cum sugerează contextul, este un termen vag. Tot așa stau lucrurile și în privința formulării:

- Mitingurile, demonstrațiile, procesiunile sau orice alte întruniri sunt libere și se pot desfășura în mod pașnic, fără nici un fel de arme,

care este semantic ambiguă, datorită cuvântului „libere" și conține termenul vag „pașnic". Vaguitatea și ambiguitatea pot să apară împreună și în legătură cu unul și același cuvânt. De pildă, propoziția:

- Statul are ca fundament unitatea poporului român

este semantic ambiguă și conține o vaguitate, deoarece oricare ar fi înțelesul atribuit cuvântului polise-

mantic „unitate", să zicem *coeziune* sau *solidaritate*, termenul obținut este vag.

Spunem că ne aflăm în prezența unei *ambiguități sintactice* (*structurale*), atunci când una și aceeași formulare poate fi interpretată în cel puțin două moduri diferite, datorită împrejurării că nu este sigur la care parte a formulării respective se referă un cuvânt sau un grup de cuvinte din componența sa. Cu alte cuvinte, o formulare este sintactic ambiguă, dacă poate fi interpretată în cel puțin două moduri diferite, dar nu datorită apariției unui cuvânt polisemantic, ci datorită apariției unui „defect" de construcție (structural). De exemplu, enunțul:

- Asistența juridică se asigură prin avocați constituiți în barouri în condițiile legii

este sintactic ambiguu, deoarece expresia „în condițiile legii" se poate referi fie la asigurarea asistenței juridice, caz în care înțelesul enunțului este *asistența juridică se asigură, în condițiile legii, prin avocați constituiți în barouri*, fie la constituirea avocaților în barouri, enunțul fiind înțeleas ca *asistența juridică se asigură prin avocați constituiți, în condițiile legii, în barouri.*

Ambiguitățile în drept, semantice sau sintactice, precum și alte deficiențe legate de limbaj apar adesea datorită felului în care sunt utilizate cuvintele cu rol de constante logice în limbajul natural, în special cuvintele „sau", „și", și „dacă ..., atunci". Să considerăm mai întâi cuvântul „sau". După cum se știe, „sau" poate fi utilizat în sens exclusiv, ca în enunțul „Avocatul este ales sau numit din oficiu", prin care se înțelege că alegerea avocatului exclude numirea sa din oficiu și reciproc, fie în sens inclusiv, ca în

enunțul „În procesul penal, în calitate de intimat, poate să apară inculpatul sau partea responsabilă civilmente", prin care se înțelege că în procesul penal, calitatea de intimat poate fi atribuită fie inculpatului, fie părții responsabilă civilmente, dar nu este exclus ca această calitate să fie atribuită ambelor părți.

Să presupunem acum că într-un testament apare un legat prin care testatorul lasă o sumă importantă de bani unui nepot al său, licențiat în drept, dacă acesta devine magistrat sau dacă devine cadru didactic universitar, altfel suma va fi donată unui orfelinat[7]. Acest legat poate fi interpretat în două moduri diferite. Astfel, s-ar putea aprecia că voința testatorului a fost aceea ca suma să revină nepotului fie în cazul în care devine magistrat, fie în cazul în care devine cadru didactic universitar, dar nu și în ambele, căci dacă nepotul devine atât magistrat, cât și cadru didactic universitar viitorul său financiar va fi atât de sigur, încât el nu va avea nevoie de vreun ajutor, astfel că suma va fi donată unui orfelinat. Pe de altă parte, s-ar putea aprecia că voința testatorului a fost aceea ca suma să revină nepotului inclusiv în cazul în care el devine atât magistrat, cât și cadru didactic universitar, suma revenind unui orfelinat numai în situația în care nici una din condiții nu se realizează. Posibilitatea de a da două interpretări diferite formulării în discuție este legată de apariția, fără precizări, a cuvântului „sau", care este luat în sens exclusiv în prima interpretare și în sens inclusiv în cea de-a doua. Să notăm că, luat izolat, cuvântul „sau" nu are înțeles de sine stătător, astfel că, evident, acest cuvânt nu poate fi considerat ca fiind polise-

[7] Acest exemplu este adaptat după [5], pp. 110–111.

mantic. Cu toate acestea, întrucât o ambiguitate de felul celei exemplificate aici este într-un fel legată de apariția unui anumit cuvânt într-o formulare, vom spune că este vorba despre ambiguitate semantică. Să mai notăm că uneori, pentru a se accentua faptul că este avută în vedere utilizarea inclusivă a lui „sau" se folosește expresia „și/sau", iar în limbajul vorbit se folosește „sau și".

Uneori, cuvântul „și" este utilizat în mod greșit în loc de „sau", ca în următorul exemplu:

- Suveranitatea națională aparține poporului român, care o exercită prin organele sale reprezentative și prin referendum.

Aici, cuvântul „și" sugerează că poporul român își exercită suveranitatea simultan prin cele două modalități indicate. Întrucât este mult mai plauzibil că legiuitorul a intenționat să spună că, de regulă, poporul român își exercită suveranitatea prin organele sale reprezentative și în mod excepțional prin referendum, cuvântul de legătură mai potrivit aici ar fi fost „sau". În plus, formularea este afectată de vaguitate, întrucât nu se precizează în ce fel aparține suveranitatea națională poporului român și nici cum se exercită aceasta.

În formulările juridice apar adesea ambiguități semantice și alte dificultăți de interpretare datorită utilizării cuvântului „dacă" sau a expresiilor echivalente cu acesta. Să considerăm mai întâi următorul exemplu:

- Dacă o lege intră în vigoare, atunci aceasta este o lege promulgată de Președintele României.

Analiza gramaticală arată că „o lege intră în vigoare" este o propoziție circumstanțială condițională, întrucât exprimă condiția în care are loc acțiunea verbului din propoziția regentă „aceasta este o lege promulgată de Președintele României". Pentru a sesiza exact înțelesul enunțurilor de acest tip, pe care le vom numi „enunțuri în formă condițională simplă", analiza gramaticală trebuie completată cu o analiză logică, în termeni de condiții necesare și condiții suficiente, ținându-se cont și de contextul mai larg în care apare un astfel de enunț[8].

O *condiție* este un fenomen (stare de fapt, eveniment etc.) la care se face referire prin relația pe care o are cu un alt fenomen pe care îl implică sau de care este implicat. Fie două fenomene, *A* și *B*. Se spune că *A este o condiție suficientă pentru B*, dacă nu se poate să aibă loc *A* și să nu aibă loc *B* sau, cu alte cuvinte, dacă ori de câte ori *A* este prezent, *B* este prezent. Se spune că *A este o condiție necesară pentru B*, dacă *B* nu poate să aibă loc fără să aibă loc *A*. De pildă, o umiditate de 100% în aer este o condiție suficientă pentru ploaie: nu se poate ca umiditatea relativă a aerului să atingă 100% și să nu plouă. Pe de altă parte,

[8] Este important de notat că, deși „o lege intră în vigoare" și „aceasta este o lege promulgată de Președintele României" sunt propoziții în sens gramatical, adică unități sintactice cu un singur predicat gramatical, ele nu sunt propriu-zis propoziții în sens logic, întrucât nu sunt enunțuri calificabile ca adevărate sau false. Ca atare, enunțurile în formă condițională de felul celui analizat aici și pe care le am în vedere în principal în această secțiune nu trebuie confundate cu enunțurile de forma *Dacă p, atunci q*, numite în logică „propoziții condiționale" sau „propoziții ipotetice", unde variabilele *p* și *q* pot fi înlocuite numai cu propoziții în sens logic. Totuși, între aceste două tipuri de enunțuri există unele similitudini.

umiditatea de 100% în aer nu este o condiție necesară pentru ploaie: se poate să plouă fără ca umiditatea relativă a aerului să atingă 100%. A avea combustibil este o condiție necesară pentru funcționarea unui automobil, dar nu este și o condiție suficientă: se poate ca un automobil să aibă combustibil și să nu funcționeze. În general, *A este o condiție suficientă, dar nu și necesară pentru B*, dacă nu se poate să aibă loc *A* și să nu aibă loc *B*, dar *B* poate avea loc fără ca *A* să aibă loc și *A este o condiție necesară, dar nu și suficientă pentru B*, dacă *B* nu poate să aibă loc fără să aibă loc *A*, dar *A* poate avea loc fără să aibă loc *B*. În fine, *A este o condiție deopotrivă suficientă și necesară pentru B*, dacă nu se poate să aibă loc *A* fără să aibă loc *B* și *B* nu poate avea loc fără să aibă loc *A*.

Să analizăm exemplul de mai sus în acești termeni, cu precizarea că expresia „este o lege promulgată de Președintele României" nu se referă la *acțiunea* efectivă de promulgare, ci la *faptul* că o lege are trăsătura respectivă, precum și că analiza în termeni de condiții suficiente și condiții necesare face abstracție de eventuala relație de ordine temporală dintre fenomenele respective. Astfel, intrarea în vigoare a unei legi este o *condiție suficientă, dar nu și necesară* pentru promulgarea sa: nu se poate ca o lege să intre în vigoare fără să fi fost promulgată de Președintele României, dar promulgarea sa poate să aibă loc fără ca legea să intre în vigoare, de pildă în cazul în care nu a fost publicată în *Monitorul Oficial al României*. Pe de altă parte, promulgarea legii este o *condiție necesară, dar nu și suficientă* pentru intrarea sa în vigoare: o lege nu poate intra în vigoare fără ca ea să fi fost promulgată de Președintele României, dar, după cum s-a

arătat, o lege poate fi promulgată fără ca ea să intre în vigoare.

Să presupunem acum că într-un cod de norme juridice apare următoarea formulare:

- Pedeapsa complementară a interzicerii unor drepturi se aplică dacă pedeapsa principală stabilită este închisoare de cel puţin doi ani.

Luată în sine, această formulare este ambiguă. Ce fel de condiţie exprimă enunţul „pedeapsa principală stabilită este închisoare de cel puţin doi ani"? Dacă în codul respectiv apar cerinţe suplimentare privind aplicarea pedepsei interzicerii unor drepturi, referitoare la natura şi gravitatea infracţiunii pentru care se aplică pedeapsa principală, la persoana infractorului etc., atunci este vorba despre o condiţie necesară, dar nu şi suficientă. Dacă nu apar cerinţe suplimentare, dar sunt prevăzute şi alte cazuri în care se aplică pedeapsa interzicerii unor drepturi, atunci este vorba despre o condiţie suficientă, dar nu şi necesară. În fine, dacă nu apar cerinţe suplimentare şi nu sunt specificate alte cazuri de aplicare a pedepsei interzicerii unor drepturi, atunci este vorba despre o condiţie suficientă şi necesară.

În finalul acestei secţiuni, să notăm că soluţionarea efectivă a deficienţelor din formulările juridice nu poate fi făcută exclusiv pe baza metodelor şi regulilor logicii. De pildă, construirea unei definiţii de precizare logic corectă pentru un termen vag trebuie să fie precedată de o decizie a juristului privind domeniul de aplicabilitate al termenului respectiv. De asemenea, „tratamentul" logic al ambiguităţilor în drept, adică identificarea tipului de

ambiguitate și construirea unui enunț pentru fiecare înțeles distinct al formulării ambigue avută în vedere, trebuie să fie urmată de opțiunea juristului pentru unul sau altul din înțelesurile respective. În general, noțiunile de soluție logică și soluție legală nu coincid.

3. Analiza logică a principalelor tipuri de argumente folosite în interpretarea normelor juridice

În practica juridică se întâlnesc unele argumente deductive folosite în interpretarea normelor juridice, care, riguros vorbind, nu sunt valide. Cu alte cuvinte, acceptarea acestor argumente în practică nu se face pe criterii pur logice, ci se bazează pe unele considerații extralogice cu privirea la anumite interpretări standard ale unor dispoziții legale. Cele mai importante tipuri de astfel de argumente sunt *argumentum a contrario sensu*, *argumentum a fortiori ratione* și *argumentum a simile ratione*.

3.1. *Argumentum a contrario sensu* (argumentul cu privire la înțelesul opus). Acest tip de argument poate să apară în două forme, între care există o strânsă „înrudire" logică. Astfel, atunci când o dispoziție legală de forma *Toți A sunt B* nu este însoțită de vreo precizare privind elementele din afara clasei *A*, dar luate într-un univers de discurs semnificativ pentru cadrul legal respectiv, și constatându-se că o anumită entitate *x* (persoană fizică, persoană juridică, stare de fapt etc.) nu face parte din clasa *A* se conchide că entitatea *x* nu aparține nici clasei *B*, se spune că

s-a argumentat *a contrario sensu* sau că respectiva dispoziție legală a fost interpretată *a contrario sensu*.

Să presupunem, de exemplu, că dispoziția legală

- Toate facultățile acreditate au dreptul să organizeze examen de licență

nu este însoțită de vreo precizare privind facultățile neacreditate. Constatând că facultatea *F* nu este acreditată și argumentând *a contrario sensu* vom trage concluzia că facultatea *F* nu are dreptul să organizeze examen de licență. Procedând la o ușoară reformulare a propozițiilor componente pentru a-i evidenția forma logică, argumentul folosit este

- Toate facultățile acreditate sunt instituții care au dreptul să organizeze examen de licență. Facultatea *F* nu este facultate acreditată. Prin urmare, facultatea *F* nu este instituție care are dreptul să organizeze examen de licență.

Forma logică a acestui argument poate fi redată după cum urmează:

$$\frac{\begin{array}{l}\textit{Toți A sunt B}\\ \textit{x nu este A}\end{array}}{\textit{x nu este B}}$$

Logicianul va identifica aici o formă silogistică nevalidă, în care se comite eroarea termenului major ilicit.

Acceptarea argumentelor de această formă în practica juridică se bazează pe presupunerea că printr-o dispoziție de forma menționată și în absența

unor precizări suplimentare, legiuitorul a intenționat să prevadă și că nici un alt element din afara clasei *A* nu este *B* sau, altfel spus, că nici un *non-A* nu este *B*. În exemplul de mai sus se presupune că, prin dispoziția respectivă, legiuitorul a intenționat să prevadă și că nici o facultate neacredidată nu are dreptul să organizeze examen de licență și astfel, întrucât *F* este o facultate neacreditată, se trage concluzia că *F* nu are dreptul să organizeze examen de licență. Atunci când se presupune că legiuitorul (sau, în general, o autoritate normativă) a intenționat ca printr-o dispoziție de forma *Toți A sunt B* să se înțeleagă și că nici un *non-A* nu este *B* , se spune că dispoziția respectivă a fost interpretată *a contrario sensu*. Să observăm că a spune *Nici un non-A nu este B* (în clasa *B* nu se află nici un element care să nu fie element al clasei *A*) este un alt fel de a spune *Toți B sunt A* (orice element al clasei *B* este element al clasei *A*). Astfel, o propoziție compusă de forma:

Toți A sunt B și nici un non-A nu este B

poate fi reformulată echivalent ca o propoziție de forma:

Toți A sunt B și toți B sunt A

ceea ce, în exprimarea obișnuită, se poate reda printr-o propoziție de forma:

Toți A și numai aceștia sunt B.

Ca atare, se poate spune și că a interpreta *a contrario sensu* o dispoziție de forma *Toți A sunt B* înseam-

nă a o considera ca și cum ar fi de forma *Toți A și numai aceștia sunt B*. În exemplul nostru, dispoziția în discuție a fost interpretată *a contrario sensu* ca „Toate facultățile acreditate și numai acestea au dreptul să organizeze examen de licență" și este ușor de văzut că argumentele de forma:

$$\frac{\begin{array}{l}\textit{Toți A și numai aceștia sunt B}\\ x \textit{ nu este } A\end{array}}{x \textit{ nu este } B}$$

sunt valide.

Argumentum a contrario sensu poate să apară și în legătură cu dispozițiile legale exprimate prin enunțuri în formă condițională simplă. Fie, de exemplu, dispoziția

- Dacă fapta este prevăzută de legea penală, atunci fapta este infracțiune

și să presupunem că această dispoziție nu este însoțită de precizări suplimentare. Constatând că, într-un anumit caz, o faptă *f* nu este prevăzută de legea penală și argumentând *a contrario sensu* vom trage concluzia că *f* nu este infracțiune. Argumentul folosit este

- Dacă fapta este prevăzută de legea penală, atunci fapta este infracțiune. *f* nu este prevăzută de legea penală. Prin urmare, *f* nu este infracțiune.

După forma sa, acest argument nu este valid: prima premisă poate fi reformulată echivalent ca „Toa-

te faptele prevăzute de legea penală sunt infracțiuni", deci ca o propoziție de forma *Toți A sunt B*, astfel că în această reformulare, argumentul în discuție este de aceeași formă cu argumentul nevalid de mai sus. Acceptarea unui astfel de argument în practica juridică se bazează pe presupunerea că printr-o dispoziție de forma *Dacă A, atunci B* și în absența unor precizări suplimentare, legiuitorul a intenționat să prevadă și că *B* nu poate să aibă loc fără să aibă loc *A* sau, altfel spus, că *dacă non-A, atunci non-B*. În exemplul nostru, se presupune că prin dispoziția în discuție legiuitorul a intenționat să stabilească și că dacă o faptă nu este prevăzută de legea penală, atunci fapta nu este infracțiune și astfel, întrucât *f* nu este prevăzută de legea penală, se trage concluzia că *f* nu este infracțiune. Atunci când se presupune că legiuitorul (sau, în general, o autoritate normativă) a intenționat ca printr-o dispoziție de forma *Dacă A, atunci B* să se înțeleagă și că dacă *non-A*, atunci *non-B*, se spune că dispoziția respectivă a fost interpretată *a contrario sensu*. Întrucât o propoziție de forma *Dacă non-A, atunci non-B* este echivalentă logic cu propoziția de forma *Dacă B, atunci A*, echivalență numită de logician „contrapoziție", o propoziție compusă de forma *Dacă A, atunci B și dacă non-A, atunci non-B* poate fi reformulată echivalent ca o propoziție de forma *Dacă A, atunci B și dacă B, atunci A*, ceea ce are același înțeles cu propoziția de forma *B, numai dacă A*. Ca atare, se poate spune că a interpreta *a contrario sensu* o dispoziție de forma *Dacă A, atunci B* înseamnă a o considera ca și cum ar fi de forma *B, numai dacă A*. În exemplul nostru, dispoziția în discuție a fost interpretată *a contrario sensu* ca

- Fapta este infracțiune, numai dacă este prevăzută în legea penală.

Să observăm mai departe că acest enunț poate fi reformulat fără pierdere de înțeles ca

- Toate faptele prevăzute în legea penală și numai acestea sunt infracțiuni

precum și că argumentul

- Toate faptele prevăzute în legea penală și numai acestea sunt infracțiuni. *f* nu este prevăzută de legea penală. Prin urmare, *f* nu este infracțiune

este valid.

De notat că interpretarea *a contrario sensu* trebuie să fie făcută cu precauție, ținându-se cont de intenția cu care legiuitorul a formulat dispoziția respectivă și de eventuale precizări suplimentare. De pildă, în cadrul sistemului nostru juridic, interpretarea *a contrario sensu* a dispoziției

- Judecătorii Curții Constituționale sunt inamovibili pe durata exercitării mandatului lor

conduce la enunțul „Toți judecătorii Curții Constituționale și numai aceștia sunt inamovibili pe durata exercitării mandatului lor", care este fals, întrucât statutul de inamovibilitate se acordă oricărui judecător, indiferent de instanța la care funcționează. Tot așa, interpretarea *a contrario sensu* a dispoziției

- Dacă funcția de Președinte devine vacantă, atunci interimatul se asigură, în ordine, de Președintele Senatului sau de Președintele Camerei Deputaților

conduce la „Interimatul se asigură, în ordine, de Președintele Senatului sau de Președintele Camerei Deputaților numai dacă funcția de Președinte devine vacantă", ceea ce este fals, întrucât legiuitorul a prevăzut asigurarea interimatului în felul menționat și în condițiile suspendării din funcție a Președintelui sau ale indisponibilității temporare a acestuia de a-și exercita atribuțiile.

3. 2. *Argumentum a fortiori ratione* (argumentul cu privire la temeiul mai puternic). În general, printr-o argumentare *a fortiori ratione* se urmărește extinderea conținutului unei norme la cazuri care nu sunt prevăzute în norma respectivă, prin compararea tacită a două temeiuri, unul dintre ele fiind apreciat ca *mai puternic* decât celălalt. Există două variante de *argumentum a fortiori ratione*: *argumentum a minori ad maius* (argumentul de la mai mic la mai mare) și *argumentum a maiori ad minus* (argumentul de la mai mare la mai mic).

În prima variantă de argument *a fortiori*, conținutul unei interdicții pentru care există un anumit temei este extins la cazuri neprevăzute în norma respectivă, dar având legătură cu conținutul inițial, pentru care se presupune tacit că există un temei mai puternic de a fi interzise. De exemplu, conform unei reglementări introdusă de Regia Autonomă de Transport București, este interzis accesul călătorilor cu câini în mijloacele de transport în comun ale Regiei.

Argumentând *a minori ad maius*, se trage concluzia că este interzis și accesul călătorilor cu vulpi, să zicem, în mijloacele de transport în comun ale Regiei. Ușor reformulat, pentru a evidenția forma sa logică, argumentul folosit este

- Nici un călător cu câine nu este persoană care are acces în mijloacele de transport în comun ale RATB. Prin urmare, nici un călător cu vulpe nu este persoană care are acces în mijloacele de transport în comun ale RATB.

Luat ca atare, argumentul este nevalid, forma sa fiind

$$\frac{\textit{Nici un } C \textit{ nu este } B}{\textit{Nici un } A \textit{ nu este } B}$$

Acceptarea argumentelor *a minori ad maius* în practica juridică se bazează pe principiul *cine trebuie să se abțină de la a face mai puțin trebuie să se abțină de la a face mai mult*. Un astfel de argument poate fi considerat ca fiind eliptic și poate fi transformat într-un argument valid prin completarea premisei explicite cu o referire generică la cazuri neprevăzute inițial în normă și adăugarea unei premise noi care indică un temei mai puternic pentru a extinde interdicția la cazul în speță. În exemplul nostru, argumentul devine

- Nici un călător cu câine sau cu un animal mai periculos decât câinele nu este persoană care are acces în mijloacele de transport în comun ale RATB. Vulpile sunt animale mai periculoase decât câinii. Prin urmare, nici un călător cu

vulpe nu este persoană care are acces în mijloacele de transport în comun ale RATB.

Forma acestui argument este

Nici un C sau D nu este B
Toți A sunt D

Nici un A nu este B

Întrucât o propoziție de forma *Nici un C sau D nu este B* poate fi redată fără pierdere de înțeles ca o propoziție de forma *Nici un C nu este B și nici un D nu este B*, obținem forma de argument:

Nici un C nu este B și nici un D nu este B
Toți A sunt D

Nici un A nu este B,

iar argumentele de această formă sunt valide[9].

Mai puțin întâlnit în practica juridică, cea de-a doua variantă de argument *a fortiori* constă din extinderea conținutului unei permisiuni la cazuri neprevăzute în norma respectivă (dar având legătură cu conținutul inițial) și care sunt apreciate tacit ca fiind de mai mică importanță decât cazurile prevăzute în acea normă. De exemplu, în reglementarea RATB menționată mai sus este permis accesul călătorilor cu

[9] Din forma primei premise reiese că nici un element al clasei *D* nu este element al clasei *B* și, conform premisei de forma ***Toți A sunt D***, orice element al clasei *A* este element al clasei *D*, de unde rezultă cu necesitate că nici un element al clasei *A* nu este element al clasei *B*, adică exact ceea ce „spune" concluzia de forma ***Nici un A nu este B***.

pisici în mijloacele de transport în comun ale Regiei (cu condiția ca acestea să nu-i deranjeze pe ceilalți călători). Argumentând *a maiori ad minus*, se trage concluzia că este permis accesul călătorilor cu hamsteri, să zicem, în mijloacele de transport în comun ale Regiei. Ușor reformulat, argumentul folosit este

- Toți călătorii cu pisică sunt persoane care au acces în mijloacele de transport în comun ale RATB. Prin urmare, toți călătorii cu hamsteri sunt persoane care au acces în mijloacele de transport în comun ale RATB.

Și acest argument, luat ca atare, este nevalid, forma sa fiind

$$\frac{\textit{Toți } C \textit{ sunt } B}{\textit{Toți } A \textit{ sunt } B}$$

Acceptarea argumentelor *a maiori ad minus* în practica juridică se bazează pe principiul *cine are permisiunea să facă mai mult are permisiunea să facă mai puțin*. Ca și argumentele *a minori ad maius*, un astfel de argument poate fi considerat ca fiind eliptic și poate fi transformat într-un argument valid prin completarea premisei explicite cu referire generică la cazuri neprevăzute inițial în normă și adăugarea unei premise noi care indică temeiul extinderii interdicției la cazul în speță. În exemplul nostru, argumentul devine

- Toți călătorii cu pisică sau cu un animal mai inofensiv decât o pisică sunt persoane care au acces în mijloacele de transport în comun ale

RATB. Hamsterii sunt animale mai inofensive decât o pisică. Prin urmare, toți călătorii cu hamsteri sunt persoane care au acces în mijloacele de transport în comun ale RATB.

Forma acestui argument este

Toți C sau D sunt B
Toți A sunt D

Toți A sunt B

Întrucât o propoziție de forma *Toți C sau D sunt B* poate fi redată fără pierdere de înțeles ca o propoziție de forma *Toți C sunt B și toți D sunt B*, obținem forma de argument

Toți C sunt B și toți D sunt B
Toți A sunt D

Toți A sunt B

și este ușor de văzut că argumentele de această formă sunt valide.

3.3. *Argumentum a simile ratione* (argumentul cu privire la temeiul asemănător). Numit și „analogia legis" (analogia legii) sau „analogia juris" (analogia dreptului), acest tip de argument este caracterizat, în general, ca o „modalitate de aplicare a normelor juridice care constă din soluționarea unui caz neprevăzut în mod direct de vreo normă juridică, fie prin aplicarea normei care prevede cazul cel mai asemănător (analogia legii), fie prin aplicarea principiilor generale ale sistemului de drept respectiv (analogia

dreptului)"[10]. Mai specific, *argumentum a simile ratione* constă din extinderea unei norme sau a unei dispoziții legale în privința conținutului său (uneori în privința subiectelor sau a condiției de aplicare) la cazuri neprevăzute în respectiva normă sau dispoziție legală, apreciate ca suficient de asemănătoare din punct de vedere juridic cu cazurile prevăzute inițial. Într-o astfel de extindere se presupune că încadrarea noilor cazuri în norma sau dispoziția legală existentă servește scopului pe care legiuitorul l-a avut în vedere prin reglementarea cazurilor prevăzute inițial.

De pildă, pe la mijlocul anilor '90 s-a constatat că în România se înmulțiseră cazurile de pedofilie săvârșită de cetățeni străini care făceau „turism sexual" sub masca unor organizații internaționale de ajutorare a copiilor fără adăpost. Întrucât legea penală nu incrimina direct pedofilia, ci doar infracțiunea de corupție sexuală, definită în Codul Penal ca infracțiune ce constă din săvârșirea de acte cu caracter obscen asupra unui minor sau în prezența unui minor, argumentându-se *a simile ratione* în forma *analogia legis*, pedofilia era încadrată ca infracțiune de corupție sexuală și sancționată ca atare. Argumentul folosit în acest caz poate fi formulat după cum urmează:

- Orice faptă care constă din săvârșirea de acte cu caracter obscen asupra unui minor sau în prezența unui minor este încadrabilă ca infracțiune de corupție sexuală. Pedofilia este suficient de asemănătoare cu fapta care constă în săvârșirea de acte cu caracter obscen asupra unui minor sau în prezența unui minor. Prin

[10] [1], p. 28.

urmare, pedofilia este încadrabilă ca infracțiune de corupție sexuală.

Argumentându-se astfel se presupune că incriminarea pedofiliei ca infracțiune de corupție sexuală servește scopului pe care legiuitorul l-a avut în vedere prin incriminarea altor fapte ca infracțiuni privitoare la viața sexuală, și anume asigurarea libertății și a moralității vieții sexuale a persoanei.

Iată un alt exemplu. Furtul simplu este definit în Codul Penal ca infracțiunea care constă în luarea unui bun mobil din posesia sau detenția altuia, fără consimțământul acestuia, cu scopul de a-l *însuși* pe nedrept. Argumentându-se *a simile ratione* în forma *analogia juris*, „furtul folosinței", i.e luarea din posesia sau detenția altuia, fără consimțământul acestuia, a unui vehicul, cu scopul de a-l *folosi* pe nedrept este asimilată cu furtul simplu. În acest caz, argumentul poate fi formulat după cum urmează:

- Orice faptă care constă din luarea unui bun mobil din posesia sau detenția altuia, fără consimțământul acestuia, cu scopul de a-l însuși pe nedrept este încadrabilă ca infracțiune de furt. Luarea unui vehicul din posesia sau detenția altuia, fără consimțământul acestuia, cu scopul de a-l folosi pe nedrept este suficient de asemănătoare cu fapta care constă în luarea unui bun mobil din posesia sau detenția altuia, fără consimțământul acestuia, cu scopul de a-l însuși pe nedrept. Prin urmare, luarea unui vehicul etc. este faptă încadrabilă ca infracțiune de furt simplu.

Argumentându-se astfel, se presupune că incriminarea ca infracțiune de furt simplu a luării unui vehicul în condițiile menționate servește scopului pe care legiuitorul l-a avut în vedere prin incriminarea altor fapte ca infracțiuni contra patrimoniului, și anume, asigurarea apărării proprietății private și publice cu toate atributele acestora.

După cum reiese și din exemplele de mai sus, structura unui argument *a simile ratione* este următoarea:

Orice faptă care constă din a, b, c, ... este încadrabilă ca infracțiune Y.
Fapta X este suficient de asemănătoare cu faptele care constau din a, b, c, ...

Fapta X este încadrabilă ca infracțiune Y.

Concluzia unui astfel de argument, luat ca atare, nu decurge cu necesitate din premise: întrucât asemănarea presupune diferența (altfel s-ar reduce la identitate), premisele argumentului conduc la concluzia că fapta *X* este suficient de asemănătoare cu o faptă încadrabilă ca infracțiune *Y* și *nu* la concluzia că fapta *X este* încadrabilă ca infracțiune *Y*. La rigoare, am putea spune că într-un argument *a simile ratione* se comite eroarea „tratării asemănătorului ca fiind același".

Acceptarea argumentelor *a simile ratione* în practica juridică se bazează pe principiul *dacă o anumită faptă sau clasă de fapte este încadrabilă juridic într-o anumită normă (cu consecințele juridice corespunzătoare), atunci o faptă sau o clasă de fapte suficient de asemănătoare cu cele prevăzute inițial este încadrabilă juridic în norma respectivă (cu consecințele juridice corespunzătoare).* Consi-

derând că un astfel de argument este eliptic, el poate fi transformat într-un argument deductiv valid prin completarea primei premise cu o referire generică la fapte apreciate ca suficient de asemănătoare cu cele prevăzute inițial. Prin „refacerea" în acest fel a unui argument *a simile ratione* se obține un argument având următoarea structură:

Orice faptă care constă din a, b, c, ... sau care este suficient de asemănătoare cu fapte care constau din a, b, c, ... este încadrabilă ca infracțiune Y.
Fapta X este suficient de asemănătoare cu faptele care constau din a, b, c, ...

Fapta X este încadrabilă ca infracțiune Y.

Un astfel de argument poate fi considerat ca având forma logică

Toți C sau D sunt B
X este D

X este B

și, ca mai sus, este ușor de văzut că argumentele de această formă sunt valide.

În concluzie, se poate spune că argumentele *a contrario sensus*, *a fortiori ratione* (cu cele două variante) și *a simile ratione*, luate ca atare, sunt argumente deficiente din punct de vedere logic, acceptabile în practică pe baza unor aprecieri și considerații extralogice privitoare la intențiile și scopurile legiuitorului (în general, ale autorității care a emis norma sau dispoziția respectivă). Considerate ca fiind eliptice,

aceste argumente pot fi transformate în argumente valide, cu condiția ca premisele adăugate și/sau completate să se conformeze standardelor juridice care funcționează în sistemul respectiv. De notat că, întrucât o astfel de conformitate nu se supune unor constrângeri logice (formale), ci este o chestiune de interpretare, este posibil ca în legătură cu una și aceeași faptă să fie aplicabile două tipuri de argument dintre cele descrise și examinate aici. Să exemplificăm. După cum se știe, conducerea pe drumurile publice a unui autovehicul de către o persoană care are în sânge o îmbibație alcoolică ce depășește limita legală este incriminată ca infracțiune privind regimul circulației pe drumurile publice. Cum va fi apreciată fapta unui șofer surprins la volan sub influența unui drog? Dacă se argumentează *a contrario sensu*, concluzia va fi că o astfel de faptă nu este infracțiune, iar dacă se argumentează *a simile ratione* în forma *analogia legis*, atunci concluzia va fi că o astfel de faptă este încadrabilă ca infracțiune privind regimul circulației pe drumurile publice. Decizia privind aplicarea unuia sau altuia dintre cele două tipuri de argumente se face pe temeiuri extralogice (neformale) de către o autoritate judiciară competentă care, ulterior, poate prezenta hotărârea luată invocând argumentul respectiv.

REFERINȚE BIBLIOGRAFICE

[1] Colectiv, *Dicționar de termeni juridici uzuali*, Editura Alex, București, 1996.

[2] Perelman, Ch., *Justice, Law and Argument*, Dordrecht, Holland, 1980.

[3] Priest, G., „Paraconsistent Logic", în Gabbay, D. și Guenthner, F. (editori), *Handbook of Philosophical Logic*, Volumul 6, Kluwer Academic Publishers, 2002.

[4] Stoianovici, D., *Lecții de logică pentru juriști*, Universitatea Ecologică București, f. a.

[5] Tammelo, I., *Outlines of Modern Legal Logic*, Franz Steiner Verlag GmBH, 1969.

[6] von Wright, G. H., *Normă și acțiune*, Editura Științifică și Enciclopedică, București, 1982.